

공개특허 제2005-109895호(2005.11.22.) 1부.

공개특허 10-2005-0109895

(19) 대한민국특허청(KR) (12) 공개특허공보(A)

(51) Int. Cl.⁷

G11B 7/007

G11B 20/12

G11B 7/00

(11) 공개번호 10-2005-0109895

(43) 공개일자 2005년 11월 22일

(21) 출원번호 10-2004-7018288

(22) 출원일자 2004년 11월 12일

(86) 국제출원번호 PCT/JP2004/003230

국제출원일자 2004년 03월 11일

(87) 국제공개번호

WO 2004/081937

국제공개일자

2004년 09월 23일

(30) 우선권주장 JP-P-2003-00066662 2003년 03월 12일 일본(JP)

(71) 출원인 소니 가부시끼 가이샤

일본국 도쿄도 시나가와구 키타시나가와 6쵸메 7반 35고

(72) 발명자 테라다, 미즈토시

일본 141-0001 도쿄도 시나가와구 기따시나가와 6쵸메 7-35 소니 가부시끼 가이샤 내

고바야시, 쇼에이

일본 141-0001 도쿄도 시나가와구 기따시나가와 6쵸메 7-35 소니 가부시끼 가이샤 내

구라오카, 도모따카

일본 141-0001 도쿄도 시나가와구 기따시나가와 6쵸메 7-35 소니 가부시끼 가이샤 내

(74) 대리인 장수길, 구영창, 이종희

심사청구 : 없음

(54) 기록 매체, 기록 장치, 재생 장치, 기록 방법, 재생 방법

요약

기록 매체의 유용성을 향상시키기 위해, 라이트 원스형의 기록 매체의 기록 매체에서, 동상 기록 재생 영역과, 교체 영역과, 제1 교체 관리 정보 영역과, 제2 교체 관리 정보 영역이 형성되고, 또한 기입 유무 표시 정보가 기록된다. 제2 교체 관리 정보 영역은, 교체 처리에 관련되는 교체 관리 정보를 추가해 감으로써 교체 관리 정보의 재기입을 실현하는 영역으로 한다. 제2 교체 관리 정보 영역에 기록되는 교체 관리 정보는, 1개의 데이터 단위마다, 교체원 어드레스와 교체처 어드레스를 나타내는 제1 정보 형식에 의한 것과, 물리적으로 연속한 복수의 데이터 단위를 통합하여 교체원 어드레스와 교체처 어드레스를 나타내는 제2 정보 형식에 의한 것이 포함되도록 한다. 제2 정보 형식에 의해 복수의 데이터 단위를 효율적으로 교체 관리한다. 또한 제1 교체 관리 정보 영역에 교체 관리 정보를 기록할 때에는, 모두 제1 정보 형식으로 한다.

대표도

도25

색인어

라이트 원스, 교체원 어드레스, 교체처 어드레스, 스페이스 비트맵, TDMA, 재기입

영세서

기술분야

본 발명은, 특히 라이트 원스텝 미디어로서의 광 디스크 등의 기록 매체, 및 그 기록 매체에 대한 기록 장치, 기록 방법, 재생 장치, 재생 방법에 관한 것이다.

배경기술

디지털 데이터를 기록·재생하기 위한 기술로서, 예를 들면, CD(Compact Disk), MD(Mini-Disk), DVD(Digital Versatile Disk) 등의, 광 디스크(광 자기 디스크를 포함함)를 기록 미디어에 이용한 데이터 기록 기술이 있다. 광 디스크란, 금속 박판을 플라스틱으로 보호한 원반에, 레이저광을 조사하여, 그 반사광의 변화로 신호를 판독하는 기록 미디어의 총칭이다.

광 디스크에는, 예를 들면 CD, CD-ROM, DVD-ROM 등으로서 알려져 있는 바와 같이 재생 전용 타입의 것과, MD, CD-R, CD-RW, DVD-R, DVD-RW, DVD+RW, DVD-RAM 등으로 알려져 있는 바와 같이 사용자 데이터가 기록 가능한 타입이 있다. 기록 가능 타입의 것은, 광 자기 기록 방식, 상 변화 기록 방식, 색소막 변화 기록 방식 등이 이용됨으로써, 데이터가 기록 가능하게 된다. 색소막 변화 기록 방식은 라이트 원스텝 기록 방식으로 불리며, 한번만 데이터 기록이 가능하고 재기록 불가능하기 때문에, 데이터 보존 용도 등에 적합하다. 한편, 광 자기 기록 방식이나 상 변화 기록 방식은, 데이터의 재기록이 가능하여 음악, 영상, 게임, 어플리케이션 프로그램 등의 각종 콘텐츠 데이터의 기록을 비롯하여 각종 용도에 이용된다.

또한 최근, 블루레이 디스크(Blu-ray Disc)로 불리는 고밀도 광 디스크가 개발되어, 현저한 대용량화가 도모되고 있다.

예를 들면 이 고밀도 디스크에서는, 파장 405nm의 레이저(소위 청색 레이저)와 NA가 0.85인 대물렌즈의 조합이라는 조건 하에서 데이터 기록 재생을 행하는 것으로 하고, 트랙 피치 0.32 μ m, 선밀도 0.12 μ m/bit로, 64KB(킬로바이트)의 데이터 블록을 하나의 기록 재생 단위로 하여, 포맷 효율 약 82%로 하였을 때, 직경 12cm의 디스크에 23.3GB(기가바이트) 정도의 용량을 기록 재생할 수 있다.

이러한 고밀도 디스크에서도, 라이트 원스텝이나 재기록 가능성이 개발되어 있다.

광 자기 기록 방식, 색소막 변화 기록 방식, 상 변화 기록 방식 등의 기록 가능한 디스크에 대하여 데이터를 기록하기 위해서는, 데이터 트랙에 대한 트랙킹을 행하기 위한 안내 수단이 필요로 되며, 이때문에, 프리그루브로서 사전에 홈(그루브)을 형성하고, 그 그루브 혹은 랜드(그루브와 그루브 사이에 끼워지는 단면 대칭 형상의 부위)를 데이터 트랙으로 하는 것이 행해지고 있다.

또한 데이터 트랙 상의 소정의 위치에 데이터를 기록할 수 있도록 어드레스 정보를 기록할 필요도 있지만, 이 어드레스 정보는, 그루브를 워블링(시행)시킴으로써 기록되는 경우가 있다.

즉, 데이터를 기록하는 트랙이 예를 들면 프리그루브로서 사전에 형성되지만, 이 프리그루브의 측벽을 어드레스 정보에 대응하여 워블링시킨다.

이와 같이 하면, 기록 시나 재생 시에, 반사광 정보로서 얻어지는 워블링 정보로부터 어드레스를 판독할 수 있어, 예를 들면 어드레스를 나타내는 피트 데이터 등을 사전에 트랙 상에 형성해 두지 않아도, 원하는 위치에 데이터를 기록 재생할 수 있다.

이와 같이 워블링 그루브로서 어드레스 정보를 부가함으로써, 예를 들면 트랙 상에 어산적으로 어드레스 에리어를 형성하여 예를 들면 피트 데이터로서 어드레스를 기록하는 것이 불필요하게 되며, 그 어드레스 에리어가 불필요해지는 만큼, 실제 데이터의 기록 용량을 증대시킬 수 있다.

또한, 이러한 워블링된 그루브에 의해 표현되는 절대 시간(어드레스) 정보는, ATIP(Absolute Time In Pregroove) 또는 ADIP(Address In Pregroove)로 불린다.

또한, 이들의 데이터 기록 가능(재생 전용이 아님)한 기록 미디어에서는, 교체 영역을 준비하여 디스크 상에서 데이터 기록 위치를 교체시키는 기술이 알려져 있다. 즉, 디스크 상의 손상 등의 결함에 의해, 데이터 기록에 부적합한 개소가 존재한 경우, 그 결함 개소를 대신하는 교체 기록 영역을 준비함으로써, 적절한 기록 재생이 행해지도록 하는 결함 관리 방법이다.

예를 들면 일본 특허2002-521786, 일본 특허개소60-74020 또는 일본 특허평11-39801에 결함 관리 기술이 개시되어 있다.

기록이 가능한 광 기록 매체에서는, 당연히 기록 완료된 영역에 대하여 데이터의 기록을 행하는 것은 불가능하다.

광 기록 매체 상에 기록되는 파일 시스템은, 그 대부분이 기록 불가의 재생 전용 매체(ROM 타입 디스크), 또는 재기록 가능한 매체(RAM 타입 디스크) 상에서의 사용을 전제로 사양이 정의되어 있다. 그리고 라이트 원스텝의 라이트 원스 기록 매체용의 파일 시스템은 기능을 제한하고 특수한 기능을 추가한 사양으로 되어 있다.

이것이 라이트 원스 광 기록 매체용의 파일 시스템이 널리 보급되지 않는 원인이 되고 있다. 예를 들면 정보 처리 장치의 각종 OS에 대응할 수 있는 FAT 파일 시스템 등을, 그대로 라이트 원스 미디어에 적용할 수 없다.

라이트 원스 미디어는 데이터 보존 용도 등에 유용하여 널리 이용되고 있지만, 또한 상기 FAT 파일 시스템 등에도, 일반적인 사양 그대로 적용할 수 있으면, 라이트 원스 미디어의 유용성은 한층 더 높아지게 된다.

그런데 FAT와 같이 널리 사용되고 있는 파일 시스템, RAM용 또는 하드디스크용의 파일 시스템을 그대로 적용하기 위해서는, 동일 어드레스에 대한 기입 기능, 즉 데이터 재기록이 가능한 것이 필요로 된

다. 물론 라이트 원스 미디어는 데이터 재가입 불가능한 것이 그 특징 중의 하나이며, 따라서, 애초부터 상기한 바와 같이 재가입 가능한 기록 매체에 이용되고 있는 파일 시스템을 그대로 이용할 수는 없다.

또한, 광 디스크를 디스크 드라이브 장치로부터 출납할 때나, 디스크의 보관 상태나 취급 방법에 의해 디스크의 기록면에 손상이 생기는 경우가 있다. 이 때문에, 상술한 바와 같이 결함 관리의 방법이 제안되어 있다. 당연히 라이트 원스 미디어라도, 이러한 손상 등에 의한 결함에 대응할 수 있어야 한다.

또한 종래의 라이트 원스형 광 디스크는, 디스크의 내주축으로부터 순차적으로 채워 기록하고, 기록하고자 하는 영역과 전회 기록한 영역 사이에 미기록 영역을 남기지 않고 채워 기록한다. 이것은, 종래의 광 기록 디스크가 ROM 타입을 베이스로 개발된 것으로, 미기록 부분이 있으면 재생할 수 없게 되기 때문이다. 이러한 사정은, 라이트 원스 미디어에서의 랜덤 액세스 기록을 제한하게 된다.

또한 디스크 드라이브 장치(기록 재생 장치)측에서는, 라이트 원스형 광 디스크에 대하여, 호스트 컴퓨터로부터 지정된 어드레스에 대한 데이터의 기록이나 판독은 부하가 큰 처리이다.

이 때문에, 최근의 라이트 원스 미디어, 특히 상기 블루레이 디스크와 같이 2GB를 초과하는 고밀도 대용량의 광 디스크로서의 라이트 원스 미디어에 대해서는, 데이터 재가입이나 결함 관리를 적절한 관리에 의해 가능하게 하는 것, 랜덤 액세스성을 향상시키는 것, 기록 재생 장치측의 처리 부하를 저감하는 것, 데이터 재가입을 가능하게 함으로써 범용적인 파일 시스템에 대응하는 것, 또한 재가입형 디스크나 재생 전용 디스크 등과의 호환성을 유지하는 것 등, 각종 요망이 발생하고 있다.

<발명의 개시>

본 발명은 이러한 사정을 감안하여 이루어진 것으로, 라이트 원스형의 기록 매체에서 데이터 재가입을 가능하게 하고, 또한 적절한 결함 관리를 행함으로써, 라이트 원스형 기록 매체의 유용성을 한층 더 향상시킴과 함께, 호환성을 유지하는 것을 목적으로 한다.

본 발명의 기록 매체는, 1회의 데이터 기입이 가능한 라이트 원스 기록 영역에서, 데이터의 기록 재생을 행하는 통상 기록 재생 영역과, 상기 통상 기록 재생 영역에서의 결함이나 데이터 재가입에 따른 교체 처리에 의한 데이터 기록을 행하는 교체 영역과, 상기 교체 영역을 이용한 교체 처리를 관리하는 교체 관리 정보를 기록하는 제1 교체 관리 정보 영역과, 갱신 과정에 있는(파이널라이즈 전의) 상기 교체 관리 정보를 갱신 가능하게 기록하는 제2 교체 관리 정보 영역이 형성된다. 그리고 상기 제2 교체 관리 정보 영역에 기록되는 교체 관리 정보로서는, 1개의 데이터 단위마다, 교체원 어드레스와 교체처 어드레스를 나타내는 제1 정보 형식에 의한 것과, 물리적으로 연속한 복수의 데이터 단위를 통합하여 교체원 어드레스와 교체처 어드레스를 나타내는 제2 정보 형식에 의한 것이 포함된다.

또한, 상기 제1 교체 관리 정보 영역은, 상기 제2 교체 관리 정보 영역에서의 최신의 교체 관리 정보가, 모두 상기 제1 정보 형식으로 된 상태로 기록된다.

또한 상기 제2 정보 형식은, 물리적으로 연속한 복수의 데이터 단위에서의 선두의 데이터 단위의 교체원 어드레스와 교체처 어드레스, 및 종단의 데이터 단위의 교체원 어드레스와 교체처 어드레스를 나타내는 정보 형식이다.

또한, 조정의 영역에, 상기 라이트 원스 기록 영역의 각 데이터 단위마다에 대하여, 기입 완료인지의 여부를 나타내는 기입 유무 제시 정보가 기록됨과 함께, 상기 제2 정보 형식에 의해 나타나는 교체원의 복수의 데이터 단위와, 교체처의 복수의 데이터 단위는, 상기 기입 유무 제시 정보에서 기입 완료로서 나타난다.

본 발명의 기록 장치는, 상기 기록 매체에 대한 기록 장치로서, 데이터 기입을 행하는 기입 수단과, 제어 수단을 포함한다. 제어 수단은, 다른 데이터 단위와 물리적으로 비연속인 데이터 단위에서의 상기 교체 처리에 따라, 상기 제2 교체 관리 정보 영역에서 교체 관리 정보의 갱신을 행할 때에는, 상기 데이터 단위에 대하여 교체원 어드레스와 교체처 어드레스를 나타내는 제1 정보 형식의 교체 관리 정보의 기입을 상기 기입 수단에 실행시키고, 한편, 물리적으로 연속하는 복수의 데이터 단위에서의 상기 교체 처리에 따라, 상기 제2 교체 관리 정보 영역에서 교체 관리 정보의 갱신을 행할 때에는, 상기 복수의 데이터 단위를 통합하여 교체원 어드레스와 교체처 어드레스를 나타내는 제2 정보 형식의 교체 관리 정보의 기입을 상기 기입 수단에 실행시킨다.

또한 상기 제어 수단은, 상기 기입 수단에 의해, 상기 제1 교체 관리 정보 영역에 교체 관리 정보를 기록시킬 때에는, 상기 제2 교체 관리 정보 영역에 기록되어 있는 최신의 교체 관리 정보를, 모두 상기 제1 정보 형식으로 한 상태로 기록시킨다.

또한 상기 제2 정보 형식은, 물리적으로 연속한 복수의 데이터 단위에서의 선두의 데이터 단위의 교체원 어드레스와 교체처 어드레스, 및 종단의 데이터 단위의 교체원 어드레스와 교체처 어드레스를 나타내는 정보 형식이다.

또한 상기 제어 수단은, 상기 기입 수단에 의해, 조정의 영역에, 상기 라이트 원스 기록 영역의 각 데이터 단위마다에 대하여, 기입 완료인지의 여부를 나타내는 기입 유무 제시 정보를 기록시킴과 함께, 상기 제2 정보 형식에 의해 나타나는 교체원의 복수의 데이터 단위와, 교체처의 복수의 데이터 단위에 대해서는, 상기 기입 유무 제시 정보에서 기입 완료로서 나타내도록 한다.

본 발명의 재생 장치는, 상기 기록 매체에 대한 재생 장치로서, 데이터 판독을 행하는 판독 수단과, 상기 주 데이터 영역으로부터의 데이터의 판독 요구 시에, 상기 제2 교체 관리 정보 영역에 기록된 상기 제1 또는 제2 정보 형식에 의한 상기 교체 관리 정보에 의해, 그 판독 요구에 관계되는 어드레스가 교체 처리된 어드레스인지의 여부를 확인하는 확인 수단과, 상기 확인 수단에 의해, 상기 판독 요구에 관계되는 어드레스가 교체 처리된 어드레스가 아닌 것으로 확인된 경우에는, 상기 판독 수단에 의해 상기 판독 요구에 관계되는 어드레스로부터 데이터 판독을 실행시키고, 한편, 상기 확인 수단에 의해, 상기 판독 요구에 관계되는 어드레스가 교체 처리된 어드레스로 확인된 경우에는, 상기 교체 관리 정보에 기초하여, 상

기 판독 수단에 의해, 상기 교체 영역으로부터 상기 판독 요구에 따른 데이터 판독을 실행시키는 제어를 행하는 제어 수단을 구비한다.

본 발명의 기록 방법은, 상기 기록 매체에 대한 기록 방법으로, 다른 데이터 단위와 물리적으로 비연속인 데이터 단위에 대한 상기 교체 처리에 따라, 상기 제2 교체 관리 정보 영역에서 교체 관리 정보의 갱신을 행할 때에, 상기 데이터 단위에 대하여 교체원 어드레스와 교체처 어드레스를 나타내는 제1 정보 형식의 교체 관리 정보의 기입을 행하는 제1 기입 단계와, 물리적으로 연속하는 복수의 데이터 단위에 대한 상기 교체 처리에 따라, 상기 제2 교체 관리 정보 영역에서 교체 관리 정보의 갱신을 행할 때에, 상기 복수의 데이터 단위를 통합하여 교체원 어드레스와 교체처 어드레스를 나타내는 제2 정보 형식의 교체 관리 정보의 기입을 행하는 제2 기입 단계를 구비한다.

또한 상기 제1 교체 관리 정보 영역에 교체 관리 정보를 기록시킬 때에는, 상기 제2 교체 관리 정보 영역에 기록되어 있는 최신의 교체 관리 정보를, 모두 상기 제1 정보 형식으로 한 상태로 기록시키는 제3 기입 단계를 더 구비한다.

또한 상기 제2 정보 형식은, 물리적으로 연속한 복수의 데이터 단위에서의 선두의 데이터 단위의 교체원 어드레스와 교체처 어드레스, 및 종단의 데이터 단위의 교체원 어드레스와 교체처 어드레스를 나타내는 정보 형식이다.

또한 소정의 영역에, 상기 라이트 원스 기록 영역의 각 데이터 단위마다에 대하여, 기입 완료인지의 여부를 나타내는 기입 유무 제시 정보를 기록하는 제4 기입 단계를 구비함과 함께, 이 제4 기입 단계에서, 상기 제2 정보 형식에 의해 나타나는 교체원의 복수의 데이터 단위와, 교체처의 복수의 데이터 단위에 대해서는, 상기 기입 유무 제시 정보에서 기입 완료로서 나타내도록 한다.

본 발명의 재생 방법은, 상기 기록 매체에 대한 재생 방법으로, 상기 주 데이터 영역으로부터의 데이터의 판독 요구 시에, 상기 제2 교체 관리 정보 영역에 기록된 상기 제1 또는 제2 정보 형식에 의한 상기 교체 관리 정보에 의해, 그 판독 요구에 관계되는 어드레스가 교체 처리된 어드레스인지의 여부를 확인하는 확인 단계와, 상기 확인 단계에 의해, 상기 판독 요구에 관계되는 어드레스가 교체 처리된 어드레스가 아닌 것으로 확인된 경우에는, 상기 판독 요구에 관계되는 어드레스로부터 데이터 판독을 실행하는 제1 판독 단계와, 상기 확인 단계에 의해, 상기 판독 요구에 관계되는 어드레스가 교체 처리된 어드레스로 확인된 경우에는, 상기 교체 관리 정보에 기초하여, 상기 교체 영역으로부터 상기 판독 요구에 관계되는 데이터 판독을 실행하는 제2 판독 단계를 구비한다.

즉 본 발명에서는, 라이트 원스형의 기록 매체에서, 통상 기록 재생 영역과, 교체 영역과, 제1 교체 관리 정보 영역과, 제2 교체 관리 정보 영역이 형성된다.

제2 교체 관리 정보 영역은, 교체 처리에 따른 교체 관리 정보를 추가해 감으로써, 교체 관리 정보의 재기입을 실현하는 영역으로 된다. 또한 기입 유무 제시 정보가 기록되도록 하면, 기록 매체 상의 각 데이터 단위의 기록 상황을 용이하게 파악할 수 있다.

그리고, 상기 제2 교체 관리 정보 영역에 기록되는 교체 관리 정보로서는, 1개의 데이터 단위마다, 교체원 어드레스와 교체처 어드레스를 나타내는 제1 정보 형식에 의한 것과, 물리적으로 연속한 복수의 데이터 단위를 통합하여 교체원 어드레스와 교체처 어드레스를 나타내는 제2 정보 형식에 의한 것이 포함되도록 하면, 제2 정보 형식에 의해 복수의 데이터 단위를 효율적으로 교체 관리할 수 있다.

도면의 간단한 설명

- 도 1은 본 발명의 실시예의 디스크의 에리어 구조의 설명도.
- 도 2는 실시예의 1층 디스크의 구조의 설명도.
- 도 3은 실시예의 2층 디스크의 구조의 설명도.
- 도 4는 실시예의 디스크의 DMA의 설명도.
- 도 5는 실시예의 디스크의 DDS의 내용의 설명도.
- 도 6은 실시예의 디스크의 DFL의 내용의 설명도.
- 도 7은 실시예의 디스크의 DFL 및 TDFL의 디렉트 리스트 관리 정보의 설명도.
- 도 8은 실시예의 디스크의 DFL 및 TDFL의 교체 어드레스 정보의 설명도.
- 도 9는 실시예의 디스크의 TDMA의 설명도.
- 도 10은 실시예의 디스크의 스페이스 비트맵의 설명도.
- 도 11은 실시예의 디스크의 TDFL의 설명도.
- 도 12는 실시예의 디스크의 TDOS의 설명도.
- 도 13은 실시예의 디스크의 ISA, OSA의 설명도.
- 도 14는 실시예의 TDMA 내의 데이터 기록순의 설명도.
- 도 15는 실시예의 2층 디스크의 TDMA의 사용 상태의 설명도.
- 도 16은 실시예의 디스크 드라이브 장치의 블록도.
- 도 17은 실시예의 데이터 기입 처리의 흐름도.
- 도 18은 실시예의 사용자 데이터 기입 처리의 흐름도.

- 도 19는 실시예의 덧씌우기 가능 처리의 흐름도.
- 도 20은 실시예의 교체 어드레스 정보 생성 처리의 흐름도.
- 도 21은 실시예의 데이터 판독 처리의 흐름도.
- 도 22는 실시예의 TDFL/스페이스 비트맵 갱신 처리의 흐름도.
- 도 23은 실시예의 교체 어드레스 정보 재편 처리의 흐름도.
- 도 24는 실시예의 교체 어드레스 정보 재편 처리의 설명도.
- 도 25는 실시예의 호환 디스크로의 변환 처리의 흐름도.
- 도 26은 실시예의 디스크의 TDMA의 설명도.
- 도 27은 실시예의 디스크의 TDDS의 설명도.
- 도 28은 실시예의 디스크의 ISA, OSA의 설명도.
- 도 29A 내지 도 29B는 실시예의 교체 영역 사용 가능 플래그의 설명도.
- 도 30은 실시예의 데이터 기입 처리의 흐름도.
- 도 31은 실시예의 재기입 기능 설정 처리의 흐름도.
- 도 32는 실시예의 데이터 판독 처리의 흐름도.
- 도 33은 실시예의 TDFL/스페이스 비트맵 갱신 처리의 흐름도.

<발명을 실시하기 위한 최량의 형태>

이하, 본 발명의 실시예로서의 광 디스크를 설명함과 함께, 그 광 디스크에 대한 기록 장치, 재생 장치로 되는 디스크 드라이브 장치에 대하여 설명해 간다. 설명은 다음의 순서로 행한다.

1. 디스크 구조
2. DMA
3. 제1 TDMA 방식
 - 3-1 TDMA
 - 3-2 ISA 및 OSA
 - 3-3 TDMA의 사용 방식
4. 디스크 드라이브 장치
5. 제1 TDMA 방식에 대응하는 동작
 - 5-1 데이터 기입
 - 5-2 데이터 판독
 - 5-3 TDFL/스페이스 비트맵 갱신
 - 5-4 호환 디스크로의 변환
6. 제1 TDMA 방식에 의한 효과
7. 제2 TDMA 방식
 - 7-1 TDMA
 - 7-2 ISA 및 OSA
8. 제2 TDMA 방식에 대응하는 동작
 - 8-1 데이터 기입
 - 8-2 데이터 판독
 - 8-3 TDFL/스페이스 비트맵 갱신 및 호환 디스크로의 변환
9. 제2 TDMA 방식에 의한 효과

1. 디스크 구조

우선 실시예의 광 디스크에 대하여 설명한다. 이 광 디스크는, 소위 블루레이 디스크로 불리는 고밀도 광 디스크 방식의 범주에서의 라이트 원스형 디스크로서 실시 가능하다.

본 실시예의 고밀도 광 디스크의 물리 파라미터의 일례에 대하여 설명한다.

본 예의 광 디스크는, 디스크 사이즈로서는, 직경이 120mm, 디스크 두께는 1.2mm로 된다. 즉 이들 점에서 외형적으로 보면 CD(Compact Disc) 방식의 디스크나, DVD(Digital Versatile Disc) 방식의 디스크와 마찬가지로 된다.

그리고 기록/재생을 위한 레이저로서, 소위 청색 레이저가 이용되며, 또한 광학계가 GNA(예를

들면 $NA=0.85$)로 되는 것, 또는 헛트랙 파차(예를 들면 트랙 피치= $0.32\mu m$), 고선밀도(예를 들면 기록 선밀도 $0.12\mu m$)를 실현하는 것 등이며, 직경 $12cm$ 의 디스크에서, 사용자 데이터 용량으로서 $23G\sim 25G$ 바이트 정도를 실현하고 있다.

또한, 기록층이 2층으로 된 소위 2층 디스크도 개발되어 있으며, 2층 디스크의 경우, 사용자 데이터 용량은 $50G$ 바이트 정도로 된다.

도 1은 디스크 전체의 레이아웃(영역 구성)을 도시한다.

디스크 상의 영역으로서, 내주측으로부터 리드 인 존, 데이터 존, 리드 아웃 존이 배치된다.

또한, 기록·재생에 관한 영역 구성으로 보면, 리드 인 존 내의 최내주측의 프리레코디드 정보 영역 PIC가 재생 전용 영역으로 되며, 리드 인 존의 관리/제어 정보 영역으로부터 리드 아웃 존까지가, 라이트 원스 가능한 라이트 원스 영역으로 된다.

재생 전용 영역 및 라이트 원스 영역에는, 워블링 그루브(사행된 홈)에 의한 기록 트랙이 스파이럴 형상으로 형성되어 있다. 그루브는 레이저 스롯에 의한 트레이스 시의 트랙킹의 가이드로 되며, 또한 이 그루브가 기록 트랙으로 되어 데이터의 기록 재생이 행해진다.

또한 본 예에서는, 그루브에 데이터 기록이 행해지는 광 디스크를 상정하고 있지만, 본 발명은 이러한 그루브 기록의 광 디스크에 한하지 않고, 그루브와 그루브 사이의 랜드에 데이터를 기록하는 랜드 기록 방식의 광 디스크에 적용해도 되고, 또한, 그루브 및 랜드에 데이터를 기록하는 랜드 그루브 기록 방식의 광 디스크에도 적용하는 것도 가능하다.

또한 기록 트랙으로 되는 그루브는, 워블 신호에 따른 사행 형상으로 되어 있다. 그 때문에, 광 디스크에 대한 디스크 드라이브 장치에서는, 그루브에 조사한 레이저 스롯의 반사광으로부터 그 그루브의 양 엣지 위치를 검출하고, 레이저 스롯을 기록 트랙을 따라 이동시켜 갔을 때에 있어서의 그 양 엣지 위치의 디스크 반경 방향에 대한 변동 성분을 추출함으로써, 워블 신호를 재생할 수 있다.

이 워블 신호는, 그 기록 위치에서의 기록 트랙의 어드레스 정보(물리 어드레스나 그 밖의 부가 정보 등)에 의해 변조되어 있다. 그 때문에, 디스크 드라이브 장치에서는, 이 워블 신호로부터 어드레스 정보 등을 복조함으로써, 데이터의 기록이나 재생 시의 어드레스 제어 등을 행할 수 있다.

도 1에 도시한 리드 인 존은, 예를 들면 반경 $24mm$ 보다 내측의 영역으로 된다.

그리고 리드 인 존 내에서의 반경 $22.2\sim 23.1mm$ 가 프리레코디드 정보 영역 PIC로 된다.

프리레코디드 정보 영역 PIC에는, 사전에, 기록 재생 파워 조건 등의 디스크 정보나, 디스크 상의 영역 정보, 카피 프로텍션에 사용하는 정보 등을, 그루브의 워블링에 의해 재생 전용 정보로서 기록하고 있다. 또한, 엠보싱 패턴 등에 의해 이들 정보를 기록해도 된다.

또한 도시하지 않지만, 프리레코디드 정보 영역 PIC보다 더 내주측에 BCA(Burst Cutting Area)가 형성되는 경우도 있다. BCA는 디스크 기록 매체 고유의 유니크 ID를, 재기입할 수 없도록 기록한 것이다. 즉 기록 마크를 동심원 형상으로 배열하도록 형성해 감으로써, 바코드 형상의 기록 데이터를 형성한다.

리드 인 존에서, 예를 들면 반경 $23.1\sim 24mm$ 의 범위가 관리/제어 정보 영역으로 된다.

관리/제어 정보 영역에는 컨트롤 데이터 에리어, DMA(Defect Management Area), TDMA(Temporary Defect Management Area), 테스트 라이트 에리어(OPC), 버퍼 에리어 등을 갖는 소정의 영역 포맷이 설정된다.

관리/제어 정보 영역에서의 컨트롤 데이터 에리어에는, 다음과 같은 관리/제어 정보가 기록된다.

즉, 디스크 타입, 디스크 사이즈, 디스크 버전, 층 구조, 채널 비트 길이, BCA 정보, 전송 레이아웃, 데이터 존 위치 정보, 기록 선속도, 기록/재생 레이저 파워 정보 등이 기록된다.

또한 동일하게, 관리/제어 정보 영역 내에 형성되는 테스트 라이트 에리어(OPC)는, 기록/재생 시의 레이저 파워 등, 데이터 기록 재생 조건을 설정할 때의 가기입 등에 사용된다. 즉 기록 재생 조건 조정을 위한 영역이다.

관리/제어 정보 영역 내에는, DMA가 형성되지만, 통상, 광 디스크의 분야에서는 DMA는 결함 관리를 위한 교체 관리 정보가 기록된다. 그러나 본 예의 디스크에서는, DMA는, 결함 개소의 교체 관리뿐만 아니라, 이 라이트 원스형 디스크에서 데이터 재기입을 실현하기 위한 관리/제어 정보가 기록된다. 특히 이 경우, DMA에서는, 후술하는 ISA, OSA의 관리 정보가 기록된다.

또한, 교체 처리를 이용하여 데이터 재기입을 가능하게 하기 위해서는, 데이터 재기입에 따라 DMA의 내용도 갱신되어야만 한다. 이 때문에 TDMA가 형성된다.

교체 관리 정보는 TDMA에 추가 기록되어 갱신되어 간다. DMA에는, 최종적으로 TDMA에 기록된 최후(최신)의 교체 관리 정보가 기록된다.

DMA 및 TDMA에 대해서는 후에 상술한다.

리드 인 존보다 외주측의 예를 들면 반경 $24.0\sim 58.0mm$ 가 데이터 존으로 된다. 데이터 존은, 실제로 사용자 데이터가 기록 재생되는 영역이다. 데이터 존의 개시 어드레스 Addts, 종료 어드레스 Addte는, 상술한 컨트롤 데이터 에리어의 데이터 존 위치 정보에서 나타난다.

데이터 존에서는, 그 최내주측에 ISA(Inner Spare Area)가, 또한 최외주측에 OSA(Outer Spare Area)가 형성된다. ISA, OSA에 대해서는 후에 설명하는 바와 같이 결함이나 데이터 재기입(딕쓰우기)을 위한 교체 영역으로 된다.

ISA는 데이터 존의 개시 위치로부터 소정 수의 클러스터 사이즈(1클러스터=65536바이트)로 형성된다.

OSA는 데이터 존의 종료 위치로부터 내주축으로 소정 수의 클러스터 사이즈로 형성된다. ISA, OSA의 사이즈는 상기 DMA에 기술된다.

데이터 존에서 ISA와 OSA 사이에 끼워진 구간이 사용자 데이터 영역으로 된다. 이 사용자 데이터 영역이 통상적으로 사용자 데이터의 기록 재생에 이용되는 통상 기록 재생 영역이다.

사용자 데이터 영역의 위치, 즉 개시 어드레스 ADus, 종료 어드레스 ADue는, 상기 DMA에 기술된다.

데이터 존보다 외주축, 예를 들면 반경 58.0~58.5mm는 리드 아웃 존으로 된다. 리드 아웃 존은, 관리/제어 정보 영역으로 되며, 컨트롤 데이터 에리어, DMA, 버퍼 에리어 등, 소정의 포맷으로 형성된다. 컨트롤 데이터 에리어에는, 예를 들면 리드 인 존에서의 컨트롤 데이터 에리어와 마찬가지로 각종 관리/제어 정보가 기록된다. DMA는, 리드 인 존에서의 DMA와 마찬가지로 ISA, OSA의 관리 정보가 기록되는 영역으로서 준비된다.

도 2에는, 기록층이 1층인 1층 디스크에서의 관리/제어 정보 영역의 구조예를 도시하고 있다.

도시한 바와 같이 리드 인 존에는, 미정의 구간(리저브)을 제외하고, DMA2, OPC(테스트 라이트 에리어), TDMA, DMA1의 각 에리어가 형성된다. 또한 리드 아웃 존에는, 미정의 구간(리저브)을 제외하고, DMA3, DMA4의 각 에리어가 형성된다. 또한, 상술한 컨트롤 데이터 에리어는 도시하고 있지 않지만, 예를 들면 실제로는 컨트롤 데이터 에리어의 일부가 DMA로 되고, DMA에 관한 구조가 본 발명의 요점으로 되기 때문에, 도시를 생략하였다.

이와 같이 리드 인 존, 리드 아웃 존에서 4개의 DMA가 형성된다. 각 DMA1~DMA4에는 동일한 교체 관리 정보가 기록된다.

단, TDMA가 형성되어 있으며, 당초에는 TDMA를 이용하여 교체 관리 정보가 기록되고, 또한 데이터 재가입이나 결함에 의한 교체 처리가 발생하는 것에 따라, 교체 관리 정보가 TDMA에 추가 기록되어 가는 형태로 갱신되어 간다.

따라서, 예를 들면 디스크를 파이널라이즈할 때까지는, DMA는 사용되지 않고, TDMA에서 교체 관리가 행해진다. 디스크를 파이널라이즈하면, 그 시점에서 TDMA에 기록되어 있는 최신의 교체 관리 정보가, DMA에 기록되며, DMA에 의한 교체 관리가 가능하게 된다.

도 3은 기록층이 2층 형성된 2층 디스크의 경우를 도시하고 있다. 제1 기록층을 레이어0, 제2 기록층을 레이어1이라고도 한다.

레이어0에서는, 기록 재생은 디스크 내주축으로부터 외주축을 향하여 행해진다. 즉 1층 디스크와 마찬가지로, 기록 재생은 디스크 외주축으로부터 내주축을 향하여 행해진다.

레이어1에서는, 기록 재생은 디스크 외주축으로부터 내주축을 향하여 행해진다.

물리 어드레스의 값의 진행도, 이 방향과 같이 된다. 즉 레이어0에서는 내주→외주로 어드레스 값이 증가하고, 레이어1에서는 외주→내주로 어드레스 값이 증가한다.

레이어0의 리드 인 존에는, 1층 디스크와 마찬가지로 DMA2, OPC(테스트 라이트 에리어), TDMA, DMA1의 각 에리어가 형성된다. 레이어0의 최외주측은 리드 아웃 존으로 되지 않기 때문에, 단순히 아우터 존0이라고 한다. 그리고 아우터 존0에는, DMA3, DMA4가 형성된다.

레이어1의 최외주측은, 아우터 존1로 된다. 이 아우터 존1에도 DMA3, DMA4가 형성된다. 레이어1의 최내주측은 리드 아웃 존으로 된다. 이 리드 아웃 존에는, DMA2, OPC(테스트 라이트 에리어), TDMA, DMA1의 각 에리어가 형성된다.

이와 같이 리드 인 존, 아우터 존0, 1, 리드 아웃 존에서 8개의 DMA가 형성된다. 또한 TDMA는 각 기록층에 각각 형성된다.

레이어0의 리드 인 존, 및 레이어1의 리드 아웃 존의 사이즈는, 1층 디스크의 리드 인 존과 동일하게 된다.

또한 아우터 존0, 아우터 존1의 사이즈는, 1층 디스크의 리드 아웃 존과 동일하게 된다.

2. DMA

리드 인 존, 리드 아웃 존(및 2층 디스크의 경우에는 아우터 존0, 1)에 기록되는 DMA의 구조를 설명한다.

도 4에 DMA의 구조를 도시한다.

여기서는 DMA의 사이즈는 32클러스터(32×65536바이트)로 하는 예를 도시한다. 또한, 클러스터란 데이터 기록의 최소 단위이다.

물론 DMA 사이즈가 32클러스터에 한정되는 것은 아니다. 도 4에서는, 32클러스터의 각 클러스터를, 클러스터 넘버1~32로 하여 DMA에서의 각 내용의 데이터 위치를 나타내고 있다. 또한 각 내용의 사이즈를 클러스터 수로서 나타내고 있다.

DMA에서, 클러스터 넘버1~4의 4클러스터의 구간에는 DDS(disc definition structure)로서 디스크의 상세 정보가 기록된다.

이 DDS의 내용은 도 5에 설명하지만, DDS는 1클러스터의 사이즈로 되며, 해당 4클러스터의 구간

에서 4회 반복하여 기록된다.

클러스터 넘버5~8의 4클러스터의 구간은, 디팩트 리스트 DFL의 1번째의 기록 영역(DFL#1)으로 된다. 디팩트 리스트 DFL의 구조는 도 6에 설명하지만, 디팩트 리스트 DFL은 4클러스터 사이즈의 데이터로 되며, 그 중에, 개개의 교체 어드레스 정보를 리스트 업한 구성으로 된다.

클러스터 넘버9~12의 4클러스터의 구간은, 디팩트 리스트 DFL의 2번째의 기록 영역(DFL#2)으로 된다.

또한, 4클러스터씩 3번째 이후의 디팩트 리스트 DFL#3~DFL#6의 기록 영역이 준비되며, 클러스터 넘버29~32의 4클러스터의 구간은, 디팩트 리스트 DFL의 7번째의 기록 영역(DFL#7)으로 된다.

즉, 32클러스터의 DMA에는, 디팩트 리스트 DFL#1~DFL#7의 7개의 기록 영역이 준비된다.

본 예와 같이 1회 기입 가능한 라이트 원상형 광 디스크의 경우, 이 DMA의 내용을 기록하기 위해서는, 파이널리이즈라는 처리를 행할 필요가 있다. 그 경우, DMA에 기입하는 7개의 디팩트 리스트 DFL#1~DFL#7은 모두 동일한 내용으로 된다.

상기 도 4의 DMA의 선두에 기록되는 DDS의 내용을 도 5에 도시한다.

상기한 바와 같이 DDS는 1클러스터(=65536바이트)의 사이즈로 된다.

도 5에서 바이트 위치는, 65536바이트인 DDS의 선두 바이트를 바이트0으로서 나타내고 있다. 바이트 수는 각 데이터 내용의 바이트 수를 나타낸다.

바이트 위치0~1의 2바이트에는, DDS의 클러스터인 것을 인식하기 위한, DDS 식별자(DDS Identifier)=「DS」가 기록된다.

바이트 위치2의 1바이트에, DDS 형식 번호(포맷의 버전)가 나타난다.

바이트 위치4~7의 4바이트에는, DDS의 갱신 횟수가 기록된다. 또한, 본 예에서는 DMA 자체는 파이널리이즈 시에 교체 관리 정보가 기입되는 것으로 갱신되는 것은 아니며, 교체 관리 정보는 TDMA에서 행해진다. 따라서, 최종적으로 파이널리이즈될 때에, TDMA에서 행해진 DDS(TDDS: 템포러리 DDS)의 갱신 횟수가, 해당 바이트 위치에 기록되게 된다.

바이트 위치16~19의 4바이트에는, DMA 내의 드라이브 에리어의 선두 물리 섹터 어드레스(AD DRV)가 기록된다.

바이트 위치24~27의 4바이트에는, DMA 내의 디팩트 리스트 DFL의 선두 물리 섹터 어드레스(AD DFL)가 기록된다.

바이트 위치32~35의 4바이트는, 데이터 존에서의 사용자 데이터 영역의 선두 위치, 즉 LSN(logical sector number: 논리 섹터 어드레스) "0"의 위치를, PSN(physical sector number: 물리 섹터 어드레스)에 의해 나타내고 있다.

바이트 위치36~39의 4바이트는, 데이터 존에서의 사용자 데이터 에리어의 종료 위치를 LSN(논리 섹터 어드레스)에 의해 나타내고 있다.

바이트 위치40~43의 4바이트에는, 데이터 존에서의 ISA(1층 디스크의 ISA 또는 2층 디스크의 레이더0의 ISA)의 사이즈가 나타난다.

바이트 위치44~47의 4바이트에는, 데이터 존에서의 OSA의 사이즈가 나타난다.

바이트 위치48~51의 4바이트에는, 데이터 존에서의 ISA(2층 디스크의 레이더1의 ISA)의 사이즈가 나타난다.

바이트 위치52의 1바이트에는, ISA, OSA를 사용하여 데이터 재기입이 가능한지의 여부를 나타내는 교체 영역 사용 가능 플래그가 나타난다. 교체 영역 사용 가능 플래그는, ISA 또는 OSA가 모두 사용되었을 때에, 그것을 나타내는 것으로 된다.

이들 이외의 바이트 위치는 리저브(미정의)로 되며, 모두 00h로 된다.

이와 같이, DDS는 사용자 데이터 영역의 어드레스와 ISA, OSA의 사이즈, 및 교체 영역 사용 가능 플래그를 포함한다. 즉 데이터 존에서의 ISA, OSA의 영역 관리를 행하는 관리/제어 정보로 된다.

다음으로 도 6에 디팩트 리스트 DFL의 구조를 도시한다.

도 4에서 설명한 바와 같이, 디팩트 리스트 DFL은 4클러스터의 기록 영역에 기록된다.

도 6에서는, 바이트 위치로서, 4클러스터의 디팩트 리스트 DFL에서의 각 데이터 내용의 데이터 위치를 나타내고 있다. 또한 1클러스터=32섹터=65536바이트이며, 1섹터=2048바이트이다.

바이트 수는 각 데이터 내용의 사이즈로서의 바이트 수를 나타낸다.

디팩트 리스트 DFL의 선두의 64바이트는 디팩트 리스트 관리 정보로 된다.

이 디팩트 리스트 관리 정보에는, 디팩트 리스트의 클러스터인 것을 인식하는 정보, 버전, 디팩트 리스트 갱신 횟수, 디팩트 리스트의 엔트리 수 등의 정보가 기록된다.

또한 바이트 위치64 이후에는, 디팩트 리스트의 엔트리 내용으로서, 각 8바이트의 교체 어드레스 정보 at가 기록된다.

그리고 유효한 최후의 교체 어드레스 정보 at가 1인 경우에는, 교체 어드레스 정보 종단으로서의 터

미네이터 정보가 8바이트 기록된다.

이 DFL에서는, 교체 어드레스 정보 종단 이후, 그 클러스터의 최후까지가 00h로 채워진다.

64바이트의 디팩트 리스트 관리 정보는 도 7과 같이 된다.

바이트 위치0부터 2바이트에는, 디팩트 리스트 DFL의 식별자로서 문자열 「DF」가 기록된다.

바이트 위치2의 1바이트는 디팩트 리스트 DFL의 형식 번호를 나타낸다.

바이트 위치4부터의 4바이트는 디팩트 리스트 DFL을 갱신한 횟수를 나타낸다. 또한, 이것은 후술하는 템포러리 디팩트 리스트 TDFL의 갱신 횟수를 이어받은 값으로 된다.

바이트 위치12부터의 4바이트는, 디팩트 리스트 DFL에서의 엔트리 수, 즉 교체 어드레스 정보 ati의 수를 나타낸다.

바이트 위치24부터의 4바이트는, 교체 영역 ISA0, ISA1, OSA0, OSA1의 각각의 빈 영역의 크기를 클러스터 수로 나타낸다.

이들 이외의 바이트 위치는 리저브로 되며, 모두 00h로 된다.

도 8에, 교체 어드레스 정보 ati의 구조를 나타낸다. 즉 교체 처리된 각 엔트리 내용을 나타내는 정보이다.

교체 어드레스 정보 ati의 총수는 1층 디스크의 경우, 최대 32759개이다.

1개의 교체 어드레스 정보 ati는 8바이트(64비트)로 구성된다. 각 비트를 비트 b63~b0으로서 나타낸다.

비트 b63~b60에는, 엔트리의 스테이더스 정보(status1)가 기록된다.

DFL에서는, 스테이더스 정보는 「0000」으로 되며, 통상의 교체 처리 엔트리를 나타내는 것으로 된다.

다른 스테이더스 정보값에 대해서는, 후에 TDMA에서의 TDFL의 교체 어드레스 정보 ati의 설명 시에 설명한다.

비트 b59~b32에는, 교체원 클러스터의 최초의 물리 섹터 어드레스 PSN0이 나타난다. 즉 결함 또는 재가입에 의해 교체되는 클러스터를, 그 선두 섹터의 물리 섹터 어드레스 PSN에 의해 나타내는 것이다.

비트 b31~b28은 리저브로 된다. 또한 엔트리에서의 또 하나의 스테이더스 정보(status2)가 기록되도록 해도 된다.

비트 b27~b0에는, 교체처 클러스터의 선두의 물리 섹터 어드레스 PSN0이 나타난다.

즉, 결함 혹은 재가입에 의해 클러스터가 교체되는 경우에, 그 교체처의 클러스터를, 그 선두 섹터의 물리 섹터 어드레스 PSN에 의해 나타내는 것이다.

이상과 같은 교체 어드레스 정보 ati가 1개의 엔트리로 되어 1개의 교체 처리에 관계되는 교체원 클러스터와 교체처 클러스터가 나타난다.

그리고, 이러한 엔트리가, 도 6의 구조의 디팩트 리스트 DFL에 등록되어 간다.

DMA에서는, 이상과 같은 데이터 구조로, 교체 관리 정보가 기록된다. 단, 상술한 바와 같이, DMA에 이들 정보가 기록되는 것은 디스크를 파이널라이즈하였을 때이고, 그 때에는, TDMA에서의 최신의 교체 관리 정보가 반영되는 것으로 된다.

결함 관리나 데이터 재가입을 위한 교체 처리 및 그것에 따른 교체 관리 정보의 갱신은, 다음에 설명하는 TDMA에서 행해지게 된다.

3. 제1 TDMA 방식

3-1 TDMA

계속해서, 도 2, 도 3에 도시한 바와 같이 관리/제어 정보 영역에 형성되는 TDMA에 대하여 설명한다. TDMA(템포러리 DMA)는, DMA와 동일하게 교체 관리 정보를 기록하는 영역으로 되지만, 데이터 재가입이나 결함의 검출에 따른 교체 처리가 발생하는 것에 따라 교체 관리 정보가 추가 기록됨으로써 갱신되어 간다.

도 9에 TDMA의 구조를 도시한다.

TDMA의 사이즈는, 예를 들면 2048클러스터로 된다.

도시한 바와 같이 클러스터 넘버1의 최초의 클러스터에는, 레이어0을 위한 스페이스 비트맵이 기록된다.

스페이스 비트맵이란, 주 데이터 영역인 데이터 존, 및 관리/제어 영역인 리드 인 존, 리드 아웃 존(아우터 존)의 각 클러스터에 대하여, 각각 1비트가 할당되며, 1비트의 값에 의해 각 클러스터가 기입 완료인지의 여부를 나타내도록 된 기입 유무 표시 정보이다. 스페이스 비트맵에서는, 리드 인 존으로부터 리드 아웃 존(아우터 존)까지의 모든 클러스터가 1비트에 할당되지만, 이 스페이스 비트맵은 1클러스터의 사이즈로 구성할 수 있다.

클러스터 넘버2의 클러스터에는, 레이어1을 위한 스페이스 비트맵으로 된다. 또한, 물론 1층 디

스크의 경우에는, 레이어1(제2층)을 위한 스페이스 비트맵은 필요하지 않다.

TDMA에서는, 데이터 내용의 변경 등에 의해 교체 처리가 있었던 경우, TDMA 내의 미기록 에리어의 선두의 클러스터에 TDFL(템포러리 디팩트 리스트)가 추가 기록된다. 따라서, 2층 디스크의 경우에는, 도시한 바와 같이 클러스터 넘버3의 위치로부터 최초의 TDFL이 기록된다. 1층 디스크의 경우에는, 레이어 1을 위한 스페이스 비트맵은 불필요하기 때문에, 클러스터 넘버2의 위치로부터 최초의 TDFL이 기록되게 된다. 그리고, 교체 처리의 발생에 따라, 이후, 사이클 비우지 않는 클러스터 위치에 TDFL이 추가 기록되어 간다.

TDFL의 사이클은, 1클러스터로부터 최대 4클러스터까지로 된다.

또한 스페이스 비트맵은 각 클러스터의 기입 상황을 나타내는 것이기 때문에, 데이터 기입이 발생하는 것에 따라 갱신된다. 이 경우, 새로운 스페이스 비트맵은, TDFL과 마찬가지로, TDMA 내의 빈 영역의 선두로부터 행해진다.

즉, TDMA 내에서는, 스페이스 비트맵 혹은 TDFL이, 수시 추가되어 가게 된다.

또한, 스페이스 비트맵 및 TDFL의 구성은 다음에 설명하지만, 스페이스 비트맵으로 되는 1클러스터의 최후미의 섹터(2048바이트) 및 TDFL로 되는 1~4클러스터의 최후미의 섹터(2048바이트)에는, 광 디스크의 상세 정보인 TODS(템포러리 DDS(temporary disc definition structure))가 기록된다.

도 10에 스페이스 비트맵의 구성을 도시한다.

상술한 바와 같이 스페이스 비트맵은, 디스크 상의 1클러스터의 기록/미기록 상태를 1바이트로 나타내며, 클러스터가 미기록 상태인 경우에 대응한 비트에 예를 들면 「1」을 세트하는 비트맵이다. 또한, 2층 디스크의 경우에는, 각 층마다 독립된 정보를 보유하는 비트맵의 예로 한다.

1섹터=2048바이트의 경우, 1개의 기록층의 2568의 용량은 25섹터의 크기의 비트맵으로 구성할 수 있다. 즉 1클러스터(=32섹터)의 사이클로 스페이스 비트맵을 구성할 수 있다.

도 10에서는, 섹터0~31로서, 1클러스터 내의 32섹터를 나타내고 있다. 또한 바이트 위치는, 섹터 내의 바이트 위치로서 나타내고 있다.

선두의 섹터0에는, 스페이스 비트맵의 관리 정보가 기록된다. 섹터0의 바이트 위치0부터의 2바이트에는, 스페이스 비트맵 ID(Un-allocated Space Bitmap Identifier)로서 「U8」가 기록된다.

바이트 위치2의 1바이트에는, 포맷 버전(형식 번호)이 기록되며, 예를 들면 「00h」로 된다.

바이트 위치4부터의 4바이트에는, 레이어 넘버가 기록된다. 즉 이 스페이스 비트맵이 레이어0에 대응하는 것인지, 레이어1에 대응하는 것인지를 나타낸다.

바이트 위치16부터의 48바이트에는, 비트맵 인포메이션(Bitmap Information)이 기록된다.

비트맵 인포메이션은, 이너 존, 데이터 존, 아우터 존의 3개의 각 존에 대응하는 존 인포메이션으로 구성된다(Zone Information for Inner Zone)(Zone Information for Data Zone)(Zone Information for Outer Zone).

각 존 인포메이션은, 존의 개시 위치(Start Cluster First PSN), 비트맵 데이터의 개시 위치(Start Byte Position of Bitmap data), 비트맵 데이터의 크기(Validate Bit Length in Bitmap data), 및 리저브가, 각각 4바이트로 된 16바이트로 구성된다.

존의 개시 위치(Start Cluster First PSN)에서는, 디스크 상의 존의 개시 위치, 즉 각 존을 비트맵화할 때의 스타트 어드레스가, PSN(물리 섹터 어드레스)에 의해 나타난다.

비트맵 데이터의 개시 위치(Start Byte Position of Bitmap data)는, 그 존에 관한 비트맵 데이터의 개시 위치를, 스페이스 비트맵의 선두의 Un-allocated Space Bitmap Identifier로부터의 상대 위치로서의 바이트 수로 나타낸 것이다.

비트맵 데이터의 크기(Validate Bit Length in Bitmap data)는, 그 존의 비트맵 데이터의 크기를 바이트 수로 나타낸 것이다.

그리고 스페이스 비트맵의 제2 섹터(=섹터1)의 바이트 위치0부터 실제의 비트맵 데이터(Bitmap data)가 기록된다. 비트맵 데이터의 크기는 168당 1섹터이다.

최후의 비트맵 데이터 이후의 영역은 최종 섹터(섹터31)의 바로 앞까지가 리저브로 되며 「00h」로 된다.

그리고 스페이스 비트맵의 최종 섹터(섹터31)에는, TODS가 기록된다.

상기 비트맵 인포메이션에 의한 관리는 다음과 같이 된다.

우선, 바이트 위치4의 레이어 넘버로서 레이어0이 표시된 스페이스 비트맵, 즉 1층 디스크, 또는 2층 디스크의 레이어0에 대한 스페이스 비트맵인 경우를 설명한다.

이 경우, Zone Information for Inner Zone에 의해 레이어0의 이너 존, 즉 리드 인 존의 정보가 나타난다.

존의 개시 위치(Start Cluster First PSN)에서는, 실선 화살표로 나타낸 바와 같이 리드 인 존의 개시 위치의 PSN이 나타난다.

비트맵 데이터의 개시 위치(Start Byte Position of Bitmap data)에서는, 파선으로 나타낸 바와 같이, 해당 스페이스 비트맵 내에서 데이터 존에 대응하는 비트맵 데이터의 위치(섹터1의 바이트 위치0)를

나타내는 정보)가 나타난다.

비트맵 데이터의 크기(Validate Bit Length in Bitmap data)는, 리드 인 존용의 비트맵 데이터의 사이즈가 나타난다.

Zone Information for Data Zone에서는, 레이어0의 데이터 존의 정보가 나타난다.

존의 개시 위치(Start Cluster First PSN)에서는, 실선 화살표로 나타난 바와 같이 데이터 존의 개시 위치의 PSN이 나타난다.

비트맵 데이터의 개시 위치(Start Byte Position of Bitmap data)에서는, 파선으로 나타난 바와 같이, 해당 스페이스 비트맵 내에서의 데이터 존에 대응하는 비트맵 데이터의 위치(섹터2의 바이트 위치0을 나타내는 정보)가 나타난다.

비트맵 데이터의 크기(Validate Bit Length in Bitmap data)는, 데이터 존용의 비트맵 데이터의 사이즈가 나타난다.

Zone Information for Outer Zone에 의해 레이어0의 아우터 존, 즉 1층 디스크의 리드 아웃 존, 또는 2층 디스크의 아우터 존0의 정보가 나타난다.

존의 개시 위치(Start Cluster First PSN)에서는, 실선 화살표로 나타난 바와 같이 리드 아웃 존(또는 아우터 존0)의 개시 위치의 PSN이 나타난다.

비트맵 데이터의 개시 위치(Start Byte Position of Bitmap data)에서는, 파선으로 나타난 바와 같이, 해당 스페이스 비트맵 내에서의 리드 아웃 존(또는 아우터 존0)에 대응하는 비트맵 데이터의 위치(섹터N의 바이트 위치0을 나타내는 정보)가 나타난다.

비트맵 데이터의 크기(Validate Bit Length in Bitmap data)는, 리드 아웃 존용(또는 아우터 존0용)의 비트맵 데이터의 사이즈가 나타난다.

다음으로, 바이트 위치4의 레이어 넘버로서 레이어1이 표시된 스페이스 비트맵, 즉 2층 디스크의 레이어1에 대한 스페이스 비트맵의 경우를 설명한다.

이 경우, Zone Information for Inner Zone에 의해 레이어1의 이너 존, 즉 리드 아웃 존의 정보가 나타난다.

존의 개시 위치(Start Cluster First PSN)에서는, 일정해선 화살표로 나타난 바와 같이 리드 아웃 존의 개시 위치의 PSN이 나타난다(레이어1에서는 어드레스 방향은 외주→내주이기 때문에, 일정해선 화살표로 나타내는 위치가 개시 위치로 된다).

비트맵 데이터의 개시 위치(Start Byte Position of Bitmap data)에서는, 파선으로 나타난 바와 같이, 해당 스페이스 비트맵 내에서의 리드 아웃 존에 대응하는 비트맵 데이터의 위치(섹터1의 바이트 위치0을 나타내는 정보)가 나타난다.

비트맵 데이터의 크기(Validate Bit Length in Bitmap data)는, 리드 아웃 존용의 비트맵 데이터의 사이즈가 나타난다.

Zone Information for Data Zone에서는, 레이어1의 데이터 존의 정보가 나타난다.

존의 개시 위치(Start Cluster First PSN)에서는, 일정해선 화살표로 나타난 바와 같이 데이터 존의 개시 위치의 PSN이 나타난다.

비트맵 데이터의 개시 위치(Start Byte Position of Bitmap data)에서는, 파선으로 나타난 바와 같이, 해당 스페이스 비트맵 내에서의 데이터 존에 대응하는 비트맵 데이터의 위치(섹터2의 바이트 위치0을 나타내는 정보)가 나타난다.

비트맵 데이터의 크기(Validate Bit Length in Bitmap data)는, 데이터 존용의 비트맵 데이터의 사이즈가 나타난다.

Zone Information for Outer Zone에 의해 레이어1의 아우터 존1의 정보가 나타난다.

존의 개시 위치(Start Cluster First PSN)에서는, 일정해선 화살표로 나타난 바와 같이 아우터 존1의 개시 위치의 PSN이 나타난다.

비트맵 데이터의 개시 위치(Start Byte Position of Bitmap data)에서는, 파선으로 나타난 바와 같이, 해당 스페이스 비트맵 내에서의 아우터 존1에 대응하는 비트맵 데이터의 위치(섹터N의 바이트 위치0을 나타내는 정보)가 나타난다.

비트맵 데이터의 크기(Validate Bit Length in Bitmap data)는, 아우터 존1용의 비트맵 데이터의 사이즈가 나타난다.

다음으로 TDFL(템포러리 DFL)의 구성을 설명한다. 상기한 바와 같이 TDFL은, TDMA에서 스페이스 비트맵에 계속되는 빈 에리어에 기록되며, 갱신될 때마다 빈 에리어의 선두에 추가되어 간다.

도 11에 TDFL의 구성을 도시한다.

TDFL은 1~4클러스터로 구성된다. 그 내용은 도 6의 DFL과 비교하여 알 수 있는 바와 같이, 선두의 64바이트가 디렉트 리스트 관리 정보로 되며, 바이트 위치64 이후에 각 8바이트의 교체 어드레스 정보 $ati\#i$ 가 기록되어 가는 점, 및 최후의 교체 어드레스 정보 $ati\#N$ 다음의 8바이트가 교체 어드레스 정보 종단으로 되는 것은 마찬가지이다.

단, 1~4클러스터의 TDFL에서는, 그 최후의 섹터로 되는 2048바이트에 템포러리 DDS(TDDS)가 기

록되는 점에 DFL과 다르다.

또한, TDFL의 경우, 교체 어드레스 정보 중단에 속하는 클러스터의 최종 섹터의 바로 앞까지 00h로 채워진다. 그리고 최종 섹터에 TDDS가 기록된다. 만약 교체 어드레스 정보 중단이, 클러스터의 최종 섹터에 속하는 경우에는, 다음 클러스터의 최종 섹터 바로 앞까지 0으로 채우고, 최종 섹터에 TDDS를 기록하게 된다.

64바이트의 디렉트 리스트 관리 정보는, 도 7에 설명한 DFL의 디렉트 리스트 관리 정보와 마찬가지로이다.

단 바이트 위치4로부터의 4바이트의 디렉트 리스트 갱신 횟수로서는, 디렉트 리스트의 일련 번호가 기록된다. 이에 의해 최신의 TDFL에서의 디렉트 리스트 관리 정보의 일련 번호가, 디렉트 리스트 갱신 횟수를 나타내는 것으로 된다.

또한, 바이트 위치12로부터의 4바이트의, 디렉트 리스트 DFL에서의 엔트리 수, 즉 교체 어드레스 정보 ati의 수나, 바이트 위치24로부터의 4바이트의 교체 영역 ISA0, ISA1, OSA0, OSA1의 각각의 빈 영역의 크기(클러스터 수)는, 그 TDFL 갱신 시점의 값이 기록되게 된다.

TDFL에서의 교체 어드레스 정보 ati의 구조도, 도 8에 도시한 DFL에서의 교체 어드레스 정보 ati의 구조와 마찬가지로이며, 교체 어드레스 정보 ati가 1개의 엔트리로 되어 하나의 교체 처리에 관계되는 교체원 클러스터와 교체처 클러스터가 나타난다. 그리고, 이러한 엔트리가, 도 11의 구조의 템포러리 디렉트 리스트 TDFL에 등록되어 간다.

단 TDFL의 교체 어드레스 정보 ati의 스테이터스로서는, 「0000」 이외에, 「0101」, 「1010」으로 되는 경우가 있다.

스테이터스1이 「0101」, 「1010」으로 되는 것은, 물리적으로 연속하는 복수 클러스터를 통합하여 교체 처리하였을 때에, 그 복수 클러스터를 통합하여 교체 관리(전송 관리)하는 경우이다.

즉 스테이터스1이 「0101」인 경우, 그 교체 어드레스 정보 ati의 교체원 클러스터의 선두 물리 섹터 어드레스와 교체처 클러스터의 선두 물리 섹터 어드레스는, 물리적으로 연속하는 복수의 클러스터의 선두의 클러스터에 대한 교체원, 교체처를 나타내게 된다.

또한 스테이터스1이 「1010」인 경우, 그 교체 어드레스 정보 ati의 교체원 클러스터의 선두 물리 섹터 어드레스와 교체처 클러스터의 선두 물리 섹터 어드레스는, 물리적으로 연속하는 복수의 클러스터의 최후의 클러스터에 대한 교체원, 교체처를 나타내는 것으로 된다.

따라서, 물리적으로 연속하는 복수의 클러스터를 통합하여 교체 관리하는 경우에는, 그 복수개의 모든 클러스터 1개씩 교체 어드레스 정보 ati를 엔트리할 필요는 없으며, 선두 클러스터와 중단 클러스터에 대한 2개의 교체 어드레스 정보 ati를 엔트리하면 되는 것으로 된다.

TDFL에서는, 이상과 같이, 기본적으로 DFL과 마찬가지로의 구조로 되지만, 사이즈가 4클러스터까지 확장 가능한 것, 최후의 섹터에 TDDS가 기록되는 것, 교체 어드레스 정보 ati로서 버스트 전송 관리가 가능하게 되어 있는 것 등의 특징을 갖는다.

TDMA에서는 도 9에 도시한 바와 같이 스페이스 비트맵과 TDFL이 기록되지만, 상기한 바와 같이 스페이스 비트맵 및 TDFL의 최후의 섹터로서의 2048바이트에는 TDDS(temporary disc definition structure)가 기록된다.

이 TDDS의 구조를 도 12에 도시한다.

TDDS는 1섹터(2048바이트)로 구성된다. 그리고 상술한 DMA에서의 DDS와 마찬가지로의 내용을 포함한다. 또한, DDS는 1클러스터(65536바이트)이지만, 도 5에서 설명한 바와 같이 DDS에서의 실질적 내용 정의가 행해져 있는 것은 바이트 위치52까지이다. 즉 1클러스터의 선두 섹터 내에 실질적 내용이 기록되어 있다. 이 때문에 TDDS가 1섹터이어도, DDS 내용을 포함할 수 있다.

도 12와 도 5를 비교하여 알 수 있는 바와 같이, TDDS는, 바이트 위치0~53까지는 DDS와 마찬가지로의 내용으로 된다. 단, 바이트 위치4부터는 TDDS 일련 번호, 바이트 위치16부터는 TDMA 내의 드라이브 애리어 개시 물리 어드레스, 바이트 위치24부터는 TDMA 내의 TDFL의 개시 물리 어드레스(AD DFL)로 된다.

TDDS의 바이트 위치1024 이후에는, DDS에는 없는 정보가 기록된다.

바이트 위치1024부터의 4바이트에는, 사용자 데이터 영역에서의 데이터 기록되어 있는 최외주의 물리 섹터 어드레스 LRA가 기록된다.

바이트 위치1028부터의 4바이트에는, TDMA 내의 최신의 레이어0용의 스페이스 비트맵의 개시 물리 섹터 어드레스(AD BP0)가 기록된다.

바이트 위치1032부터의 4바이트에는, TDMA 내의 최신의 레이어1용의 스페이스 비트맵의 개시 물리 섹터 어드레스(AD BP1)가 기록된다.

바이트 위치1036의 1바이트는, 덧셈하기 기능의 사용을 제어하기 위한 플래그가 기록된다.

이들의 바이트 위치 이외의 바이트는 리저브로 되며, 그 내용은 모두 00h이다.

이와 같이, TDDS는 사용자 데이터 영역의 어드레스와 ISA, OSA의 사이즈, 및 교체 영역 사용 가능 플래그를 포함한다. 즉 데이터 존에서의 ISA, OSA의 영역 관리를 행하는 관리/제어 정보로 된다. 이 점에서 DDS와 마찬가지로 된다.

그리고 또한, 유효한 최신의 스페이스 비트맵의 위치를 나타내는 정보(AD BP0, AD BP1)를 갖고,

또한 유효한 최신의 템포러리 DFL(TDFL)의 위치를 나타내는 정보(AD DFL)를 갖는 것으로 된다.

이 TDDS는, 스페이스 비트맵 및 TDFL의 최종 섹터에 기록되기 때문에, 스페이스 비트맵 또는 TDFL이 추가될 때마다, 새로운 TDDS가 기록되게 된다. 따라서 도 9의 TDMA 내에서는, 마지막으로 추가된 스페이스 비트맵 또는 TDFL 내의 TDDS가 최신의 TDDS로 되며, 그 중에서 최신의 스페이스 비트맵 및 TDFL이 나타나게 된다.

3-2 ISA 및 OSA

도 13에 ISA와 OSA의 위치를 도시한다.

ISA(이너 스페어 에리어 : 내주측 교체 영역) 및 OSA(아우터 스페어 에리어 : 외주측 교체 영역)는 결함 클러스터의 교체 처리를 위한 교체 영역으로서 데이터 존 내에 확보되는 영역이다.

또한 ISA와 OSA는, 기록 완료된 어드레스에 대한 기입, 즉 데이터 재기입의 요구가 있었던 경우에, 대상 어드레스에 기입하는 데이터를 실제로 기록하기 위한 교체 영역으로서도 사용한다.

도 13의 (a)는 1층 디스크의 경우로서, ISA는 데이터 존의 최내주측에 형성되고, OSA는 데이터 존의 최외주측에 형성된다.

도 13의 (b)는 2층 디스크의 경우로서, ISA0은 레이더0의 데이터 존의 최내주측에 형성되고, OSA0은 레이더0의 데이터 존의 최외주측에 형성된다. 또한 ISA1은 레이더1의 데이터 존의 최내주측에 설치되고, OSA1은 레이더1의 데이터 존의 최외주측에 형성된다.

2층 디스크에서, ISA0과 ISA1의 크기는 서로 다른 경우도 있다. OSA0과 OSA1의 크기는 동일하다.

ISA(또는 ISA0, ISA1), OSA(또는 OSA0, OSA1)의 사이즈는 상술한 DDS, TDDS 내에서 정의된다.

ISA의 크기(사이즈)는 초기화 시에 결정되며, 그 후의 크기도 고정이지만, OSA의 크기는 데이터를 기록한 후라도, 변경하는 것이 가능하다. 즉 TDDS의 갱신 시에, TDDS 내에 기록하는 OSA의 사이즈의 값을 변경함으로써, OSA 사이즈를 확대하는 것 등이 가능하게 된다.

이들 ISA, OSA를 이용한 교체 처리는, 다음과 같이 행해진다. 데이터 재기입의 경우를 예로 든다. 예를 들면 사용자 데이터 영역에서의 이미 데이터 기록이 행해진 클러스터에 대하여 데이터 기입, 즉 재기입의 요구가 발생한 것으로 한다. 이 경우, 라이트 원스 디스크이기 때문에 그 클러스터에는 기입할 수 없기 때문에, 그 재기입 데이터는 ISA 또는 OSA 내의 임의의 클러스터에 기입되도록 한다. 이것이 교체 처리이다.

이 교체 처리가 상기의 교체 어드레스 정보 at1의 엔트리로서 관리된다. 즉 원래 데이터 기록이 행해져 있었던 클러스터 어드레스가 교체원, ISA 또는 OSA 내에 재기입 데이터를 기입한 클러스터 어드레스가 교체처로서, 1개의 교체 어드레스 정보 at1가 엔트리된다.

즉, 데이터 재기입의 경우에는, 재기입 데이터를 ISA 또는 OSA에 기록하고, 또한 해당 재기입에 의한 데이터 위치의 교체를 TDMA 내의 TDFL에서의 교체 어드레스 정보 at1로 관리하도록 함으로써, 라이트 원스형의 디스크이며, 실질적으로(예를 들면 호스트 시스템의 OS, 파일 시스템 등으로부터 보자) 데이터 재기입을 실현하는 것이다.

결함 관리의 경우도 마찬가지로, 임의의 클러스터가 결함 영역으로 된 경우, 거기에 기입해야 할 데이터는, 교체 처리에 의해 ISA 또는 OSA 내의 임의의 클러스터에 기입된다. 그리고 이 교체 처리의 관리를 위해 1개의 교체 어드레스 정보 at1가 엔트리된다.

3-3 TDMA의 사용 방식

상술한 바와 같이 TDMA에서는, 데이터 기입이나 교체 처리에 따라, 스페이스 비트맵이나 TDFL이 수시 갱신되어 간다.

도 14에 TDMA에서의 갱신의 모습을 도시한다.

도 14의 (a)에는, TDMA 내에 스페이스 비트맵(레이더0용), 스페이스 비트맵(레이더1용), TDFL이 기록된 상태를 나타내고 있다.

상술한 바와 같이, 이들 각 정보의 최종 섹터에는, 템포러리 DDS(TDDS)가 기록되어 있다. 이들을 TDDS1, TDDS2, TDDS3으로서 나타내고 있다.

이 도 14의 (a)의 경우, TDFL이 최신의 기입 데이터이기 때문에, TDFL의 최종 섹터의 TDDS3이 최신의 TDDS이다.

도 12에서 설명한 바와 같이, 이 TDDS에는, 유효한 최신의 스페이스 비트맵의 위치를 나타내는 정보(AD BPO, AD BP1), 유효한 최신의 TDFL의 위치를 나타내는 정보(AD DFL)를 갖지만, TDDS3에서는, 각각 실선(AD BPO), 파선(AD BP1), 일정해선(AD DFL)으로 나타낸 바와 같이, 유효한 정보를 나타내게 된다. 즉 이 경우, TDDS3에서는, 어드레스(AD DFL)에 의해 자신을 포함하는 TDFL을 유효한 TDFL로 지정한다. 또한 스페이스 비트맵(레이더0용), 스페이스 비트맵(레이더1용)을, 각각 유효한 스페이스 비트맵으로서, 어드레스(AD BPO, AD BP1)로 지정한다.

이 후, 데이터 기입이 행해져, 스페이스 비트맵(레이더0용)이 갱신을 위해 추가된 것으로 한다. 그렇게 하면 도 14의 (b)와 같이 반 영역의 선두에 새로운 스페이스 비트맵(레이더0용)이 기록된다. 이 경우, 그 최종 섹터의 TDDS4가 최신의 TDDS로 되며, 그 중의 어드레스(AD BPO, AD BP1, AD DFL)에 의해 유효한 정보를 지정한다.

이 경우 TDDS4에서는, 어드레스(AD BPO)에 의해 자신을 포함하는 스페이스 비트맵(레이더0용)을

유효한 정보로 지정한다. 또한 어드레스(AD BP1, AD DFL)에 의해 도 14의 (a)와 동일한 스페이스 비트맵(레이어1용)과, TDFL을 유효한 정보로서 지정한다.

또한 그 후, 데이터 기입이 행해져, 스페이스 비트맵(레이어0용)이 다시 갱신되기 때문에 추가된 것으로 한다. 그렇게 하면 도 14의 (c)와 같이 빈 영역의 선두에 새로운 스페이스 비트맵(레이어0용)이 기록된다. 이 경우, 그 최종 섹터의 TDDS가 최신의 TDDS로 되며, 그 중의 어드레스(AD BP0, AD BP1, AD DFL)에 의해 유효한 정보를 지정한다.

이 경우 TDDS4에서는, 어드레스(AD BP0)에 의해 자신을 포함하는 스페이스 비트맵(레이어0용)을 유효한 정보로 지정한다. 또한 어드레스(AD BP1, AD DFL)에 의해 도 14의 (a) 및 (b)와 동일한 스페이스 비트맵(레이어1용)과, TDFL을 유효한 정보로서 지정한다.

예를 들면 이와 같이, TDFL/스페이스 비트맵 갱신 처리에 따라서는, 그 최신의 정보의 최후의 섹터에서의 TDDS에서, TDMA 내의 유효한 정보(TDFL/스페이스 비트맵)가 나타나는 것으로 된다. 유효한 정보란, 갱신 과정(=파일날라이즈 전)의 최신의 TDFL/스페이스 비트맵이다.

따라서 디스크 드라이브 장치측은, TDMA 내에서는, 기록된 최후의 TDFL 또는 스페이스 비트맵에서의 TDDS를 참조하여, 유효한 TDFL/스페이스 비트맵을 파악할 수 있다.

그런데, 이 도 14는 2층 디스크의 경우를 설명하였다. 즉 스페이스 비트맵(레이어0용)과 스페이스 비트맵(레이어1용)이 기록되는 경우이다.

이 2개의 스페이스 비트맵 및 TDFL은, 최초에는 레이어0의 TDMA 내에 기록된다. 즉, 레이어0의 TDMA만이 사용되어, 도 14와 같이 TDFL/스페이스 비트맵이 갱신될 때마다 추가 기록되어 간다.

제2층제인 레이어1에서의 TDMA가 사용되는 것은, 레이어0의 TDMA가 소진된 후로 된다.

그리고, 레이어1의 TDMA에서도, TDFL/스페이스 비트맵이 선두로부터 순서대로 사용되어 기록이 행해진다.

도 15에는, 레이어0의 TDMA가, TDFL/스페이스 비트맵의 N회의 기록에 의해 다 사용된 상태를 도시하고 있다. 이것은, 도 14의 (c) 후, 스페이스 비트맵(레이어1용)이 연속하여 갱신된 경우로 하고 있다.

이 도 15에서는, 레이어0의 TDMA가 소진된 후, 2회의 스페이스 비트맵(레이어1용)의 기록이, 다시 레이어1의 TDMA에 행해진 상태를 나타내고 있다. 이 때, 최신의 스페이스 비트맵(레이어1용)의 최종 섹터의 TDDSN+2가 최신의 TDDS이다.

이 최신의 TDDS에 의해, 상기 도 14의 경우와 마찬가지로, 실선(AD BP0), 파선(AD BP1), 일정해선(AD DFL)으로 나타낸 바와 같이, 유효한 정보를 나타내게 된다. 즉 이 경우, TDDSN+2에서는, 어드레스(AD BP1)에 의해 자신을 포함하는 스페이스 비트맵(레이어1용)을 유효한 정보로 지정한다. 또한 어드레스(AD BP0, AD DFL)에 의해 도 14의 (c)와 동일한 스페이스 비트맵(레이어0용)과, TDFL을 유효한 정보(갱신된 최신의 정보)로서 지정한다.

물론 그 후에도, TDFL, 스페이스 비트맵(레이어0용), 스페이스 비트맵(레이어1용)이 갱신되는 경우에는, 레이어1의 TDMA의 빈 영역의 선두로부터 순서대로 사용되어 간다.

이와 같이, 각 기록층(레이어0, 1)에 형성되는 TDMA에서는, 이들은 순서대로 소진되어 가면서 TDFL/스페이스 비트맵의 갱신에 사용된다. 이에 의해, 각 기록층의 TDMA를 합쳐 1개의 큰 TDMA로서 사용하게 되어, 복수의 TDMA를 효율적으로 활용할 수 있다.

또한 레이어0, 1의 TDMA에 상관없이, 단순히 기록된 최후의 TDDS를 찾음으로써, 유효한 TDFL/스페이스 비트맵을 파악할 수 있다.

또한, 실시예에서는 1층 디스크와 2층 디스크를 상정하고 있지만, 3층 이상의 기록층을 갖는 디스크도 생각된다.

그 경우에도 각 층의 TDMA는, 상기와 마찬가지로 순서대로 소진되면서 사용되어 가도록 하면 된다.

4. 디스크 드라이브 장치

다음으로, 상기한 바와 같은 라이트 원스형의 디스크에 대응하는 디스크 드라이브 장치(기록 재생 장치)를 설명한다.

본 예의 디스크 드라이브 장치는, 라이트 원스형의 디스크, 예를 들면 도 1의 프리레코디드 정보 영역 PIC만이 형성되어 있는 상태로서, 라이트 원스 영역은 아무것도 기록되어 있지 않은 상태의 디스크에 대하여 포맷 처리를 행함으로써, 도 1에서 설명한 상태의 디스크 레이아웃을 형성할 수 있는 것으로 하고, 또한, 그와 같은 포맷 완료된 디스크에 대하여 사용자 데이터 영역에 데이터의 기록 재생을 행한다. 필요시에, TDMA, ISA, OSA에의 기록/갱신도 행하는 것이다.

도 16은 디스크 드라이브 장치의 구성을 도시한다.

디스크(1)는 상술한 라이트 원스형의 디스크이다. 디스크(1)는, 도시하지 않은 턴테이블에 적재되며, 기록/재생 동작 시에 있어서 스피indle 모터(52)에 의해 일정 선속도(CLV)로 회전 구동된다.

그리고 광학 픽업(광학 헤드)(51)에 의해 디스크(1) 상의 그루브 트랙의 워블링으로서 매립된 ADIP 어드레스나 프리레코디드 정보로서의 관리/제어 정보의 판독이 행해진다.

또한 초기화 포맷 시나, 사용자 데이터 기록 시에는 광학 픽업에 의해 라이트 원스 영역에서의 트랙에, 관리/제어 정보나 사용자 데이터가 기록되며, 재생 시에는 광학 픽업에 의해 기록된 데이터의 판

독이 행해진다.

픽업(51) 내에는, 레이저 광원으로 되는 레이저 다이오드나, 반사광을 검출하기 위한 광 검출기, 레이저광의 출력단으로 되는 대물 렌즈, 레이저광을 대물 렌즈를 통해 디스크 기록면에 조사하고, 또한 그 반사광을 광 검출기로 유도하는 광학계(도시 생략)가 형성된다.

픽업(51) 내에서 대물 렌즈는 2축 기구에 의해 트래킹 방향 및 포커스 방향으로 이동 가능하게 유지되어 있다.

또한 픽업(51) 전체는 스프레드 기구(53)에 의해 디스크 반경 방향으로 이동 가능하게 되어 있다.

또한 픽업(51)에서의 레이저 다이오드는 레이저 드라이버(63)로부터의 드라이브 신호(드라이브 전류)에 의해 레이저 발광 구동된다.

디스크(1)로부터의 반사광 정보는 픽업(51) 내의 광 검출기에 의해 검출되며, 수광 광량에 따른 전기 신호로 되어 매트릭스 회로(54)에 공급된다.

매트릭스 회로(54)에는, 광 검출기로서의 복수의 수광 소자로부터의 출력 전류에 대응하여 전류 전압 변환 회로, 매트릭스 연산/증폭 회로 등을 구비하고, 매트릭스 연산 처리에 의해 필요한 신호를 생성한다.

예를 들면 재생 데이터에 상당하는 고주파 신호(재생 데이터 신호), 서보 제어를 위한 포커스 에러 신호, 트래킹 에러 신호 등을 생성한다.

또한, 그루브의 워블링에 관계되는 신호, 즉 워블링을 검출하는 신호로서 푸시풀 신호를 생성한다.

또한, 매트릭스 회로(54)는, 픽업(51) 내에 일체적으로 구성되는 경우도 있다.

매트릭스 회로(54)로부터 출력되는 재생 데이터 신호는 리더/라이터 회로(55)에, 포커스 에러 신호 및 트래킹 에러 신호는 서보 회로(61)에, 푸시풀 신호는 워블 회로(58)에, 각각 공급된다.

리더/라이터 회로(55)는, 재생 데이터 신호에 대하여 2차화 처리, PLL에 의한 재생 클럭 생성 처리 등을 행하여, 픽업(51)에 의해 판독된 데이터를 재생하여, 변복조 회로(56)에 공급한다.

변복조 회로(56)는, 재생 시의 디코더로서의 기능 부위와, 기록 시의 인코더로서의 기능 부위를 구비한다.

재생 시에는 디코더 처리로서, 재생 클럭에 기초하여 런 갱스 리미티드 코드의 복조 처리를 행한다.

또한 ECC 인코더/디코더(57)는, 기록 시에 에러 정정 코드를 부가하는 ECC 인코더 처리와, 재생 시에 에러 정정을 행하는 ECC 디코더 처리를 행한다.

재생 시에는, 변복조 회로(56)에서 복조된 데이터를 내부 메모리에 저장하고, 에러 검출/정정 처리 및 디인터리브 등의 처리를 행하여, 재생 데이터를 얻는다.

ECC 인코더/디코더(57)에서 재생 데이터에까지 디코딩된 데이터는, 시스템 컨트롤러(60)의 지시에 기초하여, 판독되며, 접속된 기기, 예를 들면 AV(Audio-Visual) 시스템(120)에 전송된다.

그루브의 워블링에 관계되는 신호로서 매트릭스 회로(54)로부터 출력되는 푸시풀 신호는, 워블 회로(58)에서 처리된다. ADIP 정보로서의 푸시풀 신호는, 워블 회로(58)에서 ADIP 어드레스를 구성하는 데이터 스트림에 복조되어 어드레스 디코더(59)에 공급된다.

어드레스 디코더(59)는, 공급되는 데이터에 대한 디코딩을 행하여, 어드레스값을 얻어, 시스템 컨트롤러(60)에 공급한다.

또한 어드레스 디코더(59)는 워블 회로(58)로부터 공급되는 워블 신호를 이용한 PLL 처리로 클럭을 생성하여, 예를 들면 기록 시의 인코딩 클럭으로서 각 부에 공급한다.

또한, 그루브의 워블링에 관계되는 신호로서 매트릭스 회로(54)로부터 출력되는 푸시풀 신호로서, 프리레코딩 정보 PIC로서의 푸시풀 신호는, 워블 회로(58)에서 대역 통과 필터 처리가 행해져 리더/라이터 회로(55)에 공급된다. 그리고 2차화되어, 데이터 비트 스트림으로 된 후, ECC 인코더/디코더(57)에서 ECC 디코딩, 디인터리브되어, 프리레코딩 정보로서의 데이터가 추출된다. 추출된 프리레코딩 정보는 시스템 컨트롤러(60)에 공급된다.

시스템 컨트롤러(60)는, 판독된 프리레코딩 정보에 기초하여, 각종 동작 설정 처리나 카피 프로텍트 처리 등을 행할 수 있다.

기록 시에는, AV 시스템(120)으로부터 기록 데이터가 전송되어 오지만, 그 기록 데이터는 ECC 인코더/디코더(57)에서의 메모리에 보내어져 버퍼링된다.

이 경우 ECC 인코더/디코더(57)는, 버퍼링된 기록 데이터의 인코딩 처리로서, 에러 정정 코드 부가나 인터리브, 서브 코드 등의 부가를 행한다.

또한 ECC 인코딩된 데이터는, 변복조 회로(56)에서 예를 들면 RLL(1-7) PP 방식의 변조가 실시되어, 리더/라이터 회로(55)에 공급된다.

기록 시에 있어서 어들의 인코딩 처리를 위한 기준 클럭으로 되는 인코딩 클럭은 상술한 바와 같이 워블 신호로부터 생성한 클럭을 이용한다.

인코딩 처리에 의해 생성된 기록 데이터는, 리더/라이터 회로(55)에서 기록 보상 처리로서, 기록 종의 특성, 레이저광의 스코트 형상, 기록 선속도 등에 대한 최적 기록 파워의 미세 조정이나 레이저 드라이브 펄스 파형의 조정 등이 행해진 후, 레이저 드라이브 펄스로서 레이저 드라이버(63)에 보내어진다.

레이저 드라이버(63)에서는 공급된 레이저 드라이브 펄스를 픽업(51) 내의 레이저 다이오드에 공급하여, 레이저 발광 구동을 행한다. 이에 의해 디스크(1)에 기록 데이터에 따른 파트가 형성되게 된다.

또한, 레이저 드라이버(63)는, 소위 APC 회로(Auto Power Control)를 구비하고, 픽업(51) 내에 설치된 레이저 파워의 모니터링 검출기의 출력에 의해 레이저 출력 파워를 모니터링하면서 레이저의 출력 온도 등에 의하지 않고 일정하게 되도록 제어한다. 기록 시 및 재생 시의 레이저 출력의 목표값은 시스템 컨트롤러(60)로부터 공급되며, 기록 시 및 재생 시에는 각각 레이저 출력 레벨이, 그 목표값으로 되도록 제어한다.

서보 회로(61)는, 매트릭스 회로(54)로부터의 포커스 에러 신호, 트랙킹 에러 신호로부터, 포커스, 트랙킹, 스레드의 각종 서보 드라이브 신호를 생성하여 서보 동작을 실행시킨다.

즉 포커스 에러 신호, 트랙킹 에러 신호에 따라 포커스 드라이브 신호, 트랙킹 드라이브 신호를 생성하여, 픽업(51) 내의 2축 기구의 포커스 코일, 트랙킹 코일을 구동하게 된다. 이에 의해 픽업(51), 매트릭스 회로(54), 서보 회로(61), 2축 기구에 의한 트랙킹 서보 루프 및 포커스 서보 루프가 형성된다.

또한 서보 회로(61)는, 시스템 컨트롤러(60)로부터의 트랙 점프 명령에 따라, 트랙킹 서보 루프를 오프로 하고, 점프 드라이브 신호를 출력함으로써, 트랙 점프 동작을 실행시킨다.

또한 서보 회로(61)는, 트랙킹 에러 신호의 지역 성분으로서 얻어지는 스레드 에러 신호나, 시스템 컨트롤러(60)로부터의 액세스 실행 제어 등에 기초하여 스레드 드라이브 신호를 생성하여, 스레드 기구(53)를 구동한다. 스레드 기구(53)에는, 도시하지 않지만, 픽업(51)을 유지하는 메인 샤프트, 스레드 모터, 전달 기어 등에 의한 기구를 갖고, 스레드 드라이브 신호에 따라 스레드 모터를 구동함으로써, 픽업(51)의 소요의 슬라이드 이동이 행해진다.

스핀들 서보 회로(62)는 스핀들 모터(52)를 CLV 회전시키는 제어를 행한다.

스핀들 서보 회로(62)는, 위블 신호에 대한 PLL 처리로 생성되는 클럭을, 현재의 스핀들 모터(52)의 회전 속도 정보로서 얻고, 이것을 소정의 CLV 기준 속도 정보와 비교함으로써, 스핀들 에러 신호를 생성한다.

또한 데이터 재생 시에 있어서는, 리더/라이터 회로(55) 내의 PLL에 의해 생성되는 재생 클럭(디코딩 처리의 기준으로 되는 클럭)이, 현재의 스핀들 모터(52)의 회전 속도 정보로 되기 때문에, 이것을 소정의 CLV 기준 속도 정보와 비교함으로써 스핀들 에러 신호를 생성할 수도 있다.

그리고 스핀들 서보 회로(62)는, 스핀들 에러 신호에 따라 생성한 스핀들 드라이브 신호를 출력하여, 스핀들 모터(52)의 CLV 회전을 실행시킨다.

또한 스핀들 서보 회로(62)는, 시스템 컨트롤러(60)로부터의 스핀들 킥/브레이크 제어 신호에 따라 스핀들 드라이브 신호를 발생시켜, 스핀들 모터(52)의 기동, 정지, 가속, 감속 등의 동작도 실행시킨다.

이상과 같은 서보계 및 기록 재생계의 각종 동작은 마이크로 컴퓨터에 의해 형성된 시스템 컨트롤러(60)에 의해 제어된다.

시스템 컨트롤러(60)는, AV 시스템(120)으로부터의 커맨드에 따라 각종 처리를 실행한다.

예를 들면 AV 시스템(120)으로부터 기입 명령(라이트 커맨드)이 출력되면, 시스템 컨트롤러(60)는, 우선 기입될 어드레스에 픽업(51)을 이동시킨다. 그리고 ECC 인코더/디코더(57), 번복조 회로(58)에 의해, AV 시스템(120)으로부터 전송되어 온 데이터(예를 들면 MPEG2 등의 각종 방식의 비디오 데이터나, 오디오 데이터 등)에 대하여 상술한 바와 같이 인코딩 처리를 실행시킨다. 그리고 상기한 바와 같이 리더/라이터 회로(55)로부터의 레이저 드라이브 펄스가 레이저 드라이버(63)에 공급됨으로써, 기록이 실행된다.

또한 예를 들면 AV 시스템(120)으로부터, 디스크(1)에 기록되어 있는 임의의 데이터(MPEG2 비디오 데이터 등)의 전송을 구하는 리드 커맨드가 공급된 경우에는, 우선 지시된 어드레스를 목적으로 하여 씨크 동작 제어를 행한다. 즉 서보 회로(61)에 명령을 내려, 씨크 커맨드에 의해 지정된 어드레스를 타깃으로 하는 픽업(51)의 액세스 동작을 실행시킨다.

그 후, 그 지시된 데이터 구간의 데이터를 AV 시스템(120)에 전송하기 위해 필요한 동작 제어를 행한다. 즉 디스크(1)로부터의 데이터 판독을 행하여, 리더/라이터 회로(55), 번복조 회로(58), ECC 인코더/디코더(57)에서의 디코딩/버퍼링 등을 실행시켜, 요구된 데이터를 전송한다.

또한, 이들 데이터의 기록 재생 시에는, 시스템 컨트롤러(60)는, 위블 회로(58) 및 어드레스 디코더(58)에 의해 검출되는 A0IP 어드레스를 이용하여 액세스나 기록 재생 동작의 제어를 행할 수 있다.

또한, 디스크(1)가 잠전되었을 때 등 소정의 시점에서, 시스템 컨트롤러(60)는, 디스크(1)의 BCA에서 기록된 유니크 ID나(BCA가 형성되어 있는 경우), 재생 전용 영역에 워블링 그루브로서 기록되어 있는 프리레코딩 정보(PI)의 판독을 실행시킨다.

그 경우, 우선 BCA, 프리레코딩 데이터 존 PR를 목적으로 하여 씨크 동작 제어를 행한다. 즉 서보 회로(61)에 명령을 내려, 디스크 최내주축에의 픽업(51)의 액세스 동작을 실행시킨다.

그 후, 픽업(51)에 의한 재생 트레이스를 실행시켜, 반사광 정보로서의 푸시풀 신호를 얻고, 위

볼 회로(58), 리더/라이터 회로(55), ECC 인코더/디코더(57)에 의한 디코드 처리를 실행시켜, BCA 정보나 프리레코디드 정보로서의 재생 데이터를 얻는다.

시스템 컨트롤러(60)는 이와 같이 하여 판독된 BCA 정보나 프리레코디드 정보에 기초하여, 레이저 파워 설정이나 카피 프로텍트 처리 등을 행한다.

도 16에서는 시스템 컨트롤러(60) 내에 캐쉬 메모리(60a)를 나타내고 있다. 이 캐쉬 메모리(60a)는, 예를 들면 디스크(1)의 TDMA로부터 판독된 TDFL/스페이스 비트맵의 유지나, 그 갱신에 이용된다.

시스템 컨트롤러(60)는, 예를 들면 디스크(1)가 장전되었을 때에 각 부를 제어하여 TDMA에 기록된 TDFL/스페이스 비트맵의 판독을 실행시키고, 판독된 정보를 캐쉬 메모리(60a)에 보유한다.

그 후, 데이터 재가입이나 결함에 의한 교체 처리가 행해졌을 때에는, 캐쉬 메모리(60a) 내의 TDFL/스페이스 비트맵을 갱신해 간다.

예를 들면 데이터의 기입이나, 데이터 재가입 등에 의해 교체 처리가 행해져, 스페이스 비트맵 또는 TDFL의 갱신을 행할 때에, 그 때마다 디스크(1)의 TDMA에서, TDFL 또는 스페이스 비트맵을 추가 기록해도 되지만, 그와 같이 하면, 디스크(1)의 TDMA의 소비가 빨라지게 된다.

따라서, 예를 들면 디스크(1)가 디스크 드라이브 장치로부터 이젝트(배출)되기까지의 동안에는, 캐쉬 메모리(60a) 내에서 TDFL/스페이스 비트맵의 갱신을 행해 둔다. 그리고 이젝트 시 등에서, 캐쉬 메모리(60a) 내의 최종적인(최신의) TDFL/스페이스 비트맵을, 디스크(1)의 TDMA에 기입하도록 한다. 그렇게 하면, 다수회의 TDFL/스페이스 비트맵의 갱신이 통합되어 디스크(1) 상에서 갱신되게 되어, 디스크(1)의 TDMA의 소비를 저감할 수 있게 된다.

후술하는 기록 등의 동작 처리에서는, 이와 같이 캐쉬 메모리(60a)를 이용하여 디스크(1)의 TDMA의 소비를 저감시키는 방식에 관하여 설명한다. 단 물론 본 발명으로서, 캐쉬 메모리(60a)를 사용하지 않고, TDFL/스페이스 비트맵의 갱신을 매회 디스크(1)에의 기입으로서 행하도록 해도 된다.

그런데, 이 도 16의 디스크 드라이브 장치의 구성에는, AV 시스템(120)에 접속되는 디스크 드라이브 장치의 예로 하였지만, 본 발명의 디스크 드라이브 장치로서는 예를 들면 퍼스널 컴퓨터 등과 접속되는 것으로 해도 된다.

또는 다른 기기에 접속되지 않는 형태도 있을 수 있다. 그 경우에는, 조작부나 표시부가 설치되거나, 데이터 입출력의 인터페이스 부위의 구성이, 도 16과는 다른 것으로 된다. 즉, 사용자의 조작에 따라 기록이나 재생이 행해짐과 함께, 각종 데이터의 입출력을 위한 단자부가 형성되면 된다.

물론, 구성예로서는 그 외에도 다양하게 생각되며, 예를 들면 기록 전용 장치, 재생 전용 장치로서의 예도 생각된다.

5. 제1 TDMA 방식에 대응하는 동작

5-1 데이터 기입

계속해서, 디스크 드라이브 장치에 의한 디스크(1)에 대한 데이터 기록 시의 시스템 컨트롤러(60)의 처리를 도 17~도 20에서 설명한다.

또한, 이하 설명하는 데이터 기입 처리가 행해지는 시점에서는, 디스크(1)가 장전되며, 또한, 그 장전 시의 디스크(1)의 TDMA에 기록되어 있었던 TDFL/스페이스 비트맵이 캐쉬 메모리(60a)에 판독되어 있는 상태인 것으로 한다.

또한, 통상, AV 시스템(120) 등의 호스트 기기로부터의 기입 요구나 판독 요구 시에는, 그 대상으로 하는 어드레스를 논리 섹터 어드레스로 지정한다. 디스크 드라이브 장치는, 이것을 물리 섹터 어드레스로 변환하여 처리를 행하지만, 그 논리-물리 어드레스 변환에 대해서는, 순차적으로 설명하는 것을 생략한다.

또한, 호스트측으로부터 지정된 논리 섹터 어드레스를, 물리 섹터 어드레스로 변환하기 위해서는, 논리 섹터 어드레스에 TDDS 내에 기록된 「사용자 데이터 영역의 개시 물리 섹터 어드레스」를 가하면 된다.

시스템 컨트롤러(60)에 대하여, AV 시스템(120) 등의 호스트 기기로부터 임의의 어드레스 N에 대한 기입 요구가 온 것으로 한다.

이 경우 시스템 컨트롤러(60)에서 도 17의 처리가 개시된다. 우선 단계 F101에서는, 캐쉬 메모리(60a)에 저장되어 있는(혹은 캐쉬 메모리(60a)에서 갱신된 최신의) 스페이스 비트맵을 참조하여, 지정된 어드레스(클러스터)가 기록 완료인지 미기록인지를 확인한다.

만약 미기록이면 단계 F102로 진행하여, 도 18에 도시한 사용자 데이터 기입 처리로 진행한다.

한편, 기록 완료이면, 그 지정된 어드레스에 금회의 데이터 기입을 행할 수는 없기 때문에, 단계 F103으로 진행하여, 도 19에 도시한 덧씌우기 처리로 진행한다.

도 18의 사용자 데이터 기입 처리는, 아직 기록이 행해져 있지 않은 어드레스에 대한 기입 명령으로 된 경우가기 때문에, 통상의 기입 처리로 된다. 단 기입 시에 디스크 상의 손상 등에 의한 예외가 발생한 경우, 교체 처리가 행해지는 경우가 있다.

시스템 컨트롤러(60)는, 우선 단계 F111에서, 지정된 어드레스에 대하여, 데이터 기입을 행하는 제어를 실행한다. 즉 픽업(51)을 지정된 어드레스에 액세스시켜, 기입이 요구된 데이터의 기록을 실행시킨다.

데이터 기입이 정상적으로 종료된 경우에는, 단계 F112로부터 F113으로 진행하여, 캐쉬 메모리 (60a) 내에서 스페이스 비트맵의 갱신을 행한다. 즉 스페이스 비트맵에서, 금회 기입한 클러스터에 상당하는 비트를, 기입 완료로 나타내는 값으로 한다.

이상으로 기입 요구에 대한 처리를 종료한다.

그런데, 단계 F111에서의 데이터 기입을 정상적으로 종료할 수 없었던 경우이며, 또한 교체 처리 기능이 온 상태로 되어 있는 경우에는, 단계 F112로부터 F114로 진행한다.

또한 단계 F112에서 교체 처리 기능이 유효로 되어 있는지의 여부는, ISA, OSA가 정의되어 있는지의 여부로 판단한다. ISA 또는 OSA 중 적어도 한쪽이 정의되어 있으면, 교체 처리가 가능하기 때문에, 교체 처리 기능이 유효인 것으로 한다.

ISA, OSA가 정의되어 있는 것은, 상기한 TDMA 내의 TDDS에서 ISA, OSA의 사이즈가 제로가 아닌 경우의 것이다. 즉 디스크(1)의 포맷 시에 ISA, OSA 중 적어도 한쪽이, 실제로 존재하는(사이즈가 제로가 아닌) 교체 영역으로서 정의되어, 최초의 TDMA가 기록된 경우이다. 또는 TDMA 내에서 TDDS가 갱신되었을 때, 예를 들면 OSA가 재정의되어 사이즈=제로가 아닌 경우이다.

결국, ISA, OSA 중 적어도 한쪽이 존재하면, 교체 처리 기능 온으로 판단하여 단계 F114로 진행하게 된다.

또한 단계 F112에서, 교체 처리 기능이 무효로 된 경우(ISA, OSA의 양방이 존재하지 않는 경우)에는, 단계 F113으로 진행하게 되며, 이 경우, 캐쉬 메모리(60a) 내의 스페이스 비트맵에서, 지정된 어드레스에 해당하는 비트를 기록 완료로 하여 종료한다. 기입 요구에 대해서는 예러 종료로 된다.

이 경우, 기입 어려움에도 불구하고, 스페이스 비트맵에 대해서는, 정상 종료 시와 마찬가지로, 기입 완료의 플래그를 설정한다. 이것은, 결함 영역을 스페이스 비트맵에서 기입 완료로서 관리시키는 것으로 된다. 이에 의해, 해당 에러가 발생한 결함 영역에 대한 기입 요구가 있었다고 해도, 스페이스 비트맵을 참조한 처리에 의해, 효율적인 처리가 가능하게 된다.

단계 F112에서 교체 처리 기능이 온으로 판단되어, 단계 F114로 진행한 경우에는, 우선 실제로 교체 처리가 가능한지의 여부를 판단한다.

교체 처리를 행하기 위해서는, 스페어 에리어(ISA와 OSA 중 어느 하나)에, 적어도 금회의 데이터 기입을 행할 빈 부분이 있으며, 또한 그 교체 처리를 관리하는 교체 어드레스 정보 ati의 엔트리를 추가할(즉 TDFL을 갱신할) 여유가 TDMA에 존재하는 것이 필요로 된다.

OSA 또는 ISA에 빈 부분이 존재하는지의 여부의 판별은, 도 11에 도시한 디렉트 리스트 관리 정보 내의, 도 7에 도시한 ISA/OSA의 미기록 클러스터 수를 확인함으로써 가능하다.

ISA 혹은 OSA 중 적어도 한쪽에 빈 부분이 있으며, 또한 TDMA에 갱신을 위한 빈 부분이 있으면, 시스템 컨트롤러(60)의 처리는 단계 F114로부터 F115로 진행하여, 픽업(51)을 ISA 또는 OSA에 액세스시켜, 금회 기입이 요구된 데이터를, ISA 혹은 OSA 내의 빈 어드레스에 기록시킨다.

다음으로 단계 F116에서는, 금회의 교체 처리를 수반하는 기입에 따라, TDFL과 스페이스 비트맵의 갱신을 캐쉬 메모리(60a) 내에서 실행한다.

즉, 금회의 교체 처리를 나타내는 도 8의 교체 어드레스 정보 ati를 새롭게 추가하도록 TDFL의 내용을 갱신한다. 또한 이에 따라, 도 7의 디렉트 리스트 관리 정보 내의 디렉트 리스트 등록 수의 가산, 및 ISA/OSA의 미기록 클러스터 수의 값의 감산을 행한다. 1클러스터의 교체 처리의 경우, 디렉트 리스트 등록 수에 1을 더하고, 또한 ISA/OSA의 미기록 클러스터 수의 값을 1 감소시키게 된다.

또한, 교체 어드레스 정보 ati의 생성 처리에 대해서는 후술한다.

또한, 스페이스 비트맵에 대해서는, 기입 요구되어 기입 어려로 된 어드레스(클러스터), 및 ISA 또는 OSA 내에서 실제로 데이터를 기입한 어드레스(클러스터)에 해당하는 비트를 기록 완료로 한다.

그리고, 기입 요구에 대한 처리를 종료한다. 이 경우, 기입 요구에 대하여 지정된 어드레스에 대해서는 기입 어려로 되었지만, 교체 처리에 의해 데이터 기입이 완료된 것으로 된다. 호스트 기기로부터 보면, 통상적으로 기입이 완료된 것으로 된다.

한편, 단계 F114에서 스페어 에리어(ISA 또는 OSA)에 빈 부분이 없거나, 혹은 TDMA에서 TDFL의 갱신을 위한 빈 부분이 없는 것으로 된 경우에는, 이미 교체 처리가 불가능하기 때문에, 단계 F117로 진행하여, 호스트 기기에 대하여 에러를 회신하고, 처리를 종료한다.

상기 도 17의 단계 F101에서, 호스트 기기로부터 기입을 위해 지정된 어드레스가 스페이스 비트맵에 의해 기입 완료된 것으로 판단되어, 단계 F103으로 진행한 경우에는, 도 19의 덧씌우기 기능 처리를 부가한다.

그 경우 시스템 컨트롤러(60)는, 우선 단계 F121에서 덧씌우기, 즉 데이터 재기입의 기능이 유효인지의 여부를 판단한다. 이 판단은, 도 12에 도시한 TDDS 내의 덧씌우기 기능 사용 가부 플래그를 확인하는 것으로 된다.

덧씌우기 기능 사용 가부 플래그가 「1」이 아니면(유효가 아니면), 단계 F122로 진행하여, 어드레스의 지정이 잘못되어 있는 것으로 하여, 호스트 기기에 에러를 회신하고, 처리를 종료한다.

덧씌우기 기능 사용 가부 플래그가 「1」이면, 재기입 기능이 유효로서 덧씌우기 기능의 처리를 개시한다.

이 경우, 단계 F123으로 진행하여, 우선 실제로 데이터 재기입을 위한 교체 처리가 가능한지의

여부를 판단한다. 이 경우에도, 교체 처리를 행하기 위해서는, 스페어 에리어(ISA와 OSA 중 어느 하나)에, 적어도 금회의 데이터 기입을 행할 빈 부분이 있으며, 또한 그 교체 처리를 관리하는 교체 어드레스 정보 ati의 엔트리를 추가할(즉 TDFL을 갱신할) 여유가 TOMA에 존재하는 것이 필요로 된다.

ISA 혹은 OSA 중 적어도 한쪽에 빈 부분이 있으며, 또한 TOMA에 갱신을 위한 빈 부분이 있으면, 시스템 컨트롤러(60)의 처리는 단계 F123으로부터 F124로 진행하여, 픽업(51)을 ISA 또는 OSA에 액세스시켜, 금회 기입이 요구된 데이터를, ISA 혹은 OSA 내의 빈 어드레스에 기록시킨다.

다음으로 단계 F125에서는, 금회의 데이터 재기입을 위해 행한 교체 처리에 따라, TDFL과 스페이스 비트맵의 갱신을 캐쉬 메모리(60a) 내에서 실행한다.

즉, 금회의 교체 처리를 나타내는 도 8의 교체 어드레스 정보 ati를 새롭게 추가하도록 TDFL의 내용을 갱신한다.

단, 동일 어드레스에 대하여 이미 데이터 재기입이 행해져, 그 교체 처리에 관계되는 교체 어드레스 정보 ati가 엔트리되어 있는 경우가 있기 때문에, 우선 TDFL 내에 등록되어 있는 교체 어드레스 정보 ati 중에서 교체원 어드레스가 해당하는 엔트리를 검색한다. 만약 교체원 어드레스가 해당하는 교체 어드레스 정보 ati가 이미 등록되어 있으면, 그 교체 어드레스 정보 ati에서의 교체처 어드레스를, 금회 기록한 ISA 또는 OSA의 어드레스로 변경한다. 이 시점에서는, 갱신은 캐쉬 메모리(60a) 내에서 행하는 것이기 때문에, 이미 엔트리되어 있는 교체 어드레스 정보 ati의 교체처 어드레스를 변경하는 것은 가능하다(또한, 캐쉬 메모리(60a)를 사용하지 않고, 매회 디스크(1) 상에서 갱신하는 경우에는, 구 엔트리를 삭제하고, 신규 엔트리를 추가한 TDFL을 추가하는 형태로 된다).

또한 교체 어드레스 정보 ati를 추가하는 경우에는, 도 7의 디렉트 리스트 관리 정보 내의 디렉트 리스트 등록 수의 가산을 행한다. 또한 ISA/OSA의 미기록 클러스터 수의 감산을 행한다.

스페이스 비트맵에 대해서는 데이터 재기입을 위해 교체 처리에 의해 ISA 또는 OSA 내에서 실제로 데이터를 기입한 어드레스(클러스터)에 해당하는 비트를 기록 완료로 한다.

그리고, 기입 요구에 대한 처리를 종료한다. 이러한 처리에 의해, 이미 기록 완료된 어드레스에 대한 기입 요구, 즉 데이터 재기입 요구가 있었던 경우에도, 시스템 컨트롤러(60)는, ISA, OSA를 이용하여 대응할 수 있는 것으로 된다.

한편, 단계 F123에서 OSA, ISA의 양방에 빈 영역이 없는 경우, 혹은 TOMA에 갱신을 위한 빈 영역이 없는 경우에는, 교체 처리가 불능으로 데이터 재기입에 대응할 수 없기 때문에, 단계 F126으로 진행하여, 기입 영역이 없는 것으로 하여 에러를 호스트 시스템에 회신하고, 처리를 종료한다.

그런데, 도 18의 단계 F116, 및 도 19의 단계 F125에서는, 교체 처리에 따라 새롭게 교체 어드레스 정보 ati를 생성하지만, 그 때의 시스템 컨트롤러(60)의 처리는 도 20과 같이 된다.

단계 F151에서는, 교체 처리를 행하는 대상의 클러스터가, 복수의 물리적으로 연속한 클러스터인지의 여부를 판단한다.

1개의 클러스터, 또는 물리적으로 연속하지 않는 복수의 클러스터의 교체 처리인 경우에는, 단계 F154로 진행하여, 1 또는 복수의 클러스터에 대하여 각각 교체 어드레스 정보 ati를 생성한다. 이 경우, 통상의 교체 처리로서, 교체 어드레스 정보 ati의 스테이터스=「0000」으로 된다(도 8 참조). 그리고 단계 F155에서, 생성한 교체 어드레스 정보 ati를 TDFL에 추가한다.

한편, 물리적으로 연속하는 복수 클러스터의 교체 처리의 경우(교체원, 교체처에서 모두 물리적으로 연속하는 경우)에는, 단계 F152로 진행하여, 우선 연속하는 클러스터의 선두 클러스터에 대하여, 교체 어드레스 정보 ati를 생성한다. 스테이터스=「0101」로 한다. 다음으로 단계 F153에서, 연속하는 클러스터의 종단 클러스터에 대하여, 교체 어드레스 정보 ati를 생성한다. 스테이터스=「1010」으로 한다. 그리고 단계 F155에서, 생성한 2개의 교체 어드레스 정보 ati를 TDFL에 추가한다.

이러한 처리를 행함으로써, 물리적으로 연속한 클러스터의 교체 처리의 경우에는, 3 이상의 클러스터에 대해서도, 2개의 교체 어드레스 정보 ati로 관리할 수 있는 것으로 된다.

5-2 데이터 판독

계속해서, 디스크 드라이브 장치에 의한 디스크(1)에 대한 데이터 재생 시의 시스템 컨트롤러(60)의 처리를 도 21에서 설명한다.

시스템 컨트롤러(60)에 대하여, AV 시스템(120) 등의 호스트 기기로부터 임의의 어드레스에 대한 판독 요구가 온 것으로 한다.

이 경우 시스템 컨트롤러(60)의 처리는 단계 F201에서 스페이스 비트맵을 참조하여, 요구된 어드레스가 데이터 기록 완료인지의 여부를 확인한다.

만약, 요구된 어드레스가 데이터 미기록이었으면, 단계 F202로 진행하여, 지정된 어드레스가 잘못되어 있는 것으로서, 호스트 기기에 에러를 회신하고 처리를 종료한다.

지정된 어드레스가 기록 완료인 경우, 단계 F203으로 진행하여, TDFL 내에 기록되어 있는 교체 어드레스 정보 ati를 검색하여, 교체원 어드레스로서, 금회 지정된 어드레스가 등록되어 있는지의 여부를 확인한다.

지정된 어드레스가, 교체 어드레스 정보 ati에 등록된 어드레스가 아니었던 경우에는, 단계 F203으로부터 F204로 진행하여, 지정된 어드레스로부터 데이터 재생을 행하여 처리를 종료한다.

이것은, 사용자 데이터 영역에 대한 통상의 재생 처리로 된다.

한편, 단계 F203에서, 판독 요구에 관계되는 어드레스가 교체 어드레스 정보 ati에 등록된 어드

레스이었던 경우에는, 단계 F203으로부터 F205로 진행하여, 해당 교체 어드레스 정보 ati로부터, 교체처 어드레스를 취득한다. 즉 ISA 또는 OSA 내의 어드레스이다.

그리고 시스템 컨트롤러(60)는, 단계 F206에서, 교체처 어드레스로서 등록되어 있는 ISA 또는 OSA 내의 어드레스로부터 데이터 판독을 실행시켜, 재생 데이터를 AV 시스템(120) 등의 호스트 기기로 전송하고 처리를 종료한다.

이러한 처리에 의해, 이미 데이터 재가입이 실행된 후에 있어서, 그 데이터의 재생이 요구된 경우에도, 적절하게 최신의 데이터를 재생하여, 호스트 기기에 전송할 수 있게 된다.

5-3 TDFL/스페이스 비트맵 갱신

상기 처리에에서는, 데이터 가입을 위한 교체 처리를 행한 경우의 TDFL이나, 데이터 가입에 대응하는 스페이스 비트맵의 갱신은 캐쉬 메모리(60a) 내에서 행하도록 하였다. 이 경우, 임의의 시점에서, 캐쉬 메모리(60a) 내에서 갱신된 내용을 디스크(1)의 TDMA에 기록할 필요가 있다. 즉 디스크(1) 상에서, 기록 완료 상황이나, 교체 처리에 의한 관리 상황을 갱신할 필요가 있다.

이 디스크(1)에 대한 TDMA의 갱신 기록을 실행하는 시점은 특별히 한정되지 않지만, 예를 들면 디스크(1)를 이젝트할 때에 행하는 것이 가장 적합하게 된다. 물론 이젝트에 상관없이, 디스크 드라이브 장치가 전원 오프로 될 때에 행하거나, 혹은 정기적으로 행해도 된다.

도 22에서는, 디스크(1) 상의 TDMA를 갱신하는 처리를 도시하고 있다.

이젝트 등의 경우에는, 시스템 컨트롤러(60)는, TDMA의 내용, 즉 TDFL이나 스페이스 비트맵을 갱신할 필요가 있는지의 여부를 판별하여, 필요에 따라 TDMA 내의 정보의 갱신 처리를 행한다.

이젝트 시 등에는, 시스템 컨트롤러(60)는 도 22의 단계 F301로부터, TDFL/스페이스 비트맵의 갱신 처리를 실행한다.

우선 단계 F302에서는, 캐쉬 메모리(60a) 내에서 TDFL이 갱신되었는지의 여부를 확인한다. TDFL이 갱신되어 있는 경우, 단계 F303으로 진행하여, 갱신된 TDFL의 최종 섹터에, TDOS(도 12 참조)를 추가한다.

그리고 단계 F304에서, 픽업(51)에 의해, 디스크(1)의 TDMA 내에서, 빈 영역의 선두로부터, TDFL을 기록시킨다.

또한, 이 때, TDMA 내에서 데이터 기록을 행하게 되기 때문에, 캐쉬 메모리(60a) 내에서 스페이스 비트맵을 갱신한다.

이와 같이 TDFL을 기록하여 단계 F305로 진행한 경우, 혹은 TDFL의 갱신이 없고, 단계 F302로부터 F305로 진행한 경우에는, 캐쉬 메모리(60a) 내에서 스페이스 비트맵이 갱신되어 있는지의 여부를 확인한다.

상기한 바와 같이 TDFL이 갱신된 경우에는, 적어도 그 때에 스페이스 비트맵이 갱신되어 있다. 또한, 그것은 교체 처리가 있었던 경우이기 때문에, 교체 처리에 따라 스페이스 비트맵이 갱신되어 있다.

또한, 스페이스 비트맵은 교체 처리가 없어도, 데이터 가입에 따라 갱신된다.

이들 상황에서, 캐쉬 메모리(60a) 내의 스페이스 비트맵이 갱신되어 있는 것이면, 단계 F306으로 진행한다. 그리고 캐쉬 메모리(60a) 내의 스페이스 비트맵의 최종 섹터에, TDOS(도 12 참조)를 추가한 후에, 단계 F307에서, 픽업(51)에 의해, 디스크(1)의 TDMA 내의 빈 영역의 선두로부터 스페이스 비트맵을 기록시킨다. 그리고 이젝트 시 등의 TDMA에의 가입을 종료한다.

또한, 디스크(1)가 장전된 이후, 데이터 가입이 1회도 없었던 경우에는, 도 22의 처리는 단계 F302→F305→종료로 하고 TDMA 가입은 행해지지 않는다.

디스크(1)의 TDMA에 대한, 단계 F304에서의 TDFL의 기록, 및 단계 F307에서의 스페이스 비트맵의 기록에 대해서는, 도 14, 도 15에서 설명한 바와 같이, TDMA 내의 빈 영역에 선두로부터 순서대로 행해 가는 것으로 된다. 2층 디스크의 경우에는, 레이더0의 TDMA로부터 사용하여 기록을 행하고, 레이더0의 TDMA가 소진된 후, 레이더1의 TDMA가 사용된다.

또한, 1층 디스크, 2층 디스크 중 어느 것의 경우에도, TDMA 내에서 최후의 TDFL 또는 스페이스 비트맵에서의 최종 섹터에 추가된 TDOS가, 유효한 TDOS로 되며, 또한 그 TDOS에 의해, 유효한 TDFL과 스페이스 비트맵이 나타난다.

그런데, 단계 F303, F304에서 TDFL을 추가 기록하는 경우에는, 캐쉬 메모리(60a) 내에서의 교체 어드레스 정보 ati를 재편하는 방법도 생각된다.

이 처리에를 도 23에 도시한다. 이것은, 예를 들면 도 22의 단계 F303의 직전에 행해지면 된다.

단계 F351에서는, 캐쉬 메모리(60a) 내의 TDFL에서, 각 교체 어드레스 정보 ati의 내용을 검색하고, 물리적으로 연속하는 클러스터를 나타낸 교체 어드레스 정보 ati가 존재하는지의 여부를 확인한다.

그리고, 교체처, 교체원 어드레스가 모두 물리적으로 연속하고 있는 복수의 교체 어드레스 정보 ati가 존재하지 않으면, 단계 F352로부터 그대로 상기 도 11의 단계 F303으로 진행한다.

그런데 교체처, 교체원 어드레스가 모두 물리적으로 연속하고 있는 복수의 교체 어드레스 정보 ati가 존재한 경우에는, 단계 F353으로 진행하여, 그 교체 어드레스 정보 ati를 합성하는 재편 처리를 행한다.

단계 F352, F353에서 모든 연속하는 교체 어드레스 정보 ati에 대하여 재편 처리를 행하였으면, 단계 F303으로 진행하게 된다.

이 재편 처리는 도 24에 도시하는 예와 같은 처리로 된다.

예를 들면 도 24의 (a)와 같이, 클러스터 CL1, CL2, CL3, CL4에 대하여, 각각 따로따로 데이터 기입 요구가 발생하고, 이들에, 각각 OSA의 클러스터 CL11, CL12, CL13, CL14로 교체 처리되어 데이터 재기입이 행해진 것으로 가정한다.

이 경우, 각각의 기입 요구에 관계되는 4회의 교체 처리를 위해, 교체 어드레스 정보 ati로서는 도 24의 (b)에 도시한 바와 같이, 스테이터스1=「0000」의 4개의 엔트리가 생성되어 있게 된다.

그런데, 교체 어드레스 정보 ati로서는 상술한 스테이터스1=「0101」, 「1010」으로 하는 형식을 이용할 수 있고, 이 예의 경우, 4개의 클러스터는 교체원, 교체처 모두 물리적으로 연속한 것이다.

따라서, 4개의 엔트리를 도 24의 (c)와 같이, 스테이터스1=「0101」의 형식으로 선두 클러스터의 교체(CL1→CL11)를 나타내고, 스테이터스1=「1010」의 형식으로 종단 클러스터의 교체(CL4→CL14)를 나타낸 바와 같이 재편한다.

이에 의해, 디스크(1)에 기입하는 교체 어드레스 정보 ati의 수를 삭감할 수 있다.

또한, 이러한 교체 어드레스 정보의 재편은, 복수 클러스터를 통합하여 관리하는 한쌍의 교체 어드레스 정보에도 당연히 적용할 수 있다. 예를 들면, 스테이터스1=「0101」, 「1010」의 한쌍의 교체 어드레스 정보가 나타내는 복수의 클러스터와, 동일하게 다른 한쌍의 교체 어드레스 정보가 나타내는 복수의 클러스터가, 물리적으로 연속하고 있으면, 이들을 통합하여 한쌍의 교체 어드레스 정보로 재편할 수 있다.

또한, 스테이터스1=「0101」, 「1010」의 한쌍의 교체 어드레스 정보가 나타내는 복수의 클러스터와, 스테이터스1=「0000」의 교체 어드레스 정보가 나타내는 1개의 클러스터가 물리적으로 연속하고 있는 경우도 재편 가능하다.

5-4 호환 디스크로의 변환

그런데, 재기입 가능형의 광 디스크에서는, 교체 관리 정보를 DMA에서 실행하고 있다. 즉 본 예의 디스크와 같이 TDMA는 형성되지 않고, DMA 자체를 재기입함으로써, 교체 처리의 발생에 대응할 수 있다. 물론 이것은 재기입 가능한 디스크이기 때문에 가능하게 되는 것이다.

그리고 재기입 가능 디스크의 DMA는, 상술한 본 예의 디스크(1)의 DMA의 구성과 마찬가지로이다.

한편, 본 예와 같이 추가형(라이트 원스) 디스크에서는, 1개의 영역에 1회밖에 데이터 기입이 가능하지 않기 때문에, TDMA로서 교체 관리 정보를 추가하면서 갱신해 가는 방법을 채용한다.

따라서, 재기입형 디스크에 대응하는 디스크 드라이브 장치에서, 본 예의 디스크(1)를 재생 가능하게 하기 위해서는, TDMA에서의 최신의 교체 관리 정보를, DMA에 반영시킬 필요가 있다.

또한, 재기입형 디스크 등에서는, 일반적으로, 연속한 영역을 교체 처리하는 경우라도, DMA 내의 교체 어드레스 정보 ati로서는, 클러스터 어드레스를 1개1개에 대하여 등록한다.

그런데 본 예와 같이 라이트 원스형의 디스크, 즉 데이터 기입에 의해 기록 용량이 소비되어 가는 디스크에서는, 유한한 TDMA의 영역을 유효하게 이용하는 것이 특히 중요하게 되며, 이 때문에, 연속한 영역에 대한 교대 처리 시의 TDFL의 크기를 크게 하지 않는 방법이 요망된다. 이러한 사정으로부터, TDMA 내에 기록하는 일시적인 결함 관리 정보(TDFL)에서는, 교체 처리한 클러스터 어드레스를 모두 교체 어드레스 정보 ati로서 등록하지 않고, 상술한 스테이터스1=「0101」, 「1010」에 의한 베스트 전송의 형식을 이용함으로써, 교체 어드레스 정보 ati의 엔트리 수를 삭감할 수 있도록 하고 있다. 즉 3개 이상 연속한 어드레스가 교체 처리의 적용을 받아, 교체처도 연속 영역에 기록되는 경우라도, TDFL의 교체 어드레스 정보의 등록을 2개의 엔트리로 완료할 수 있다.

TDFL에서는, 교체 처리가 발생하였을 때에 비로소 어드레스 교대 정보를 등록하기 때문에, 본 예의 추가형 광 디스크는 TDFL의 크기가 가변으로 되며, 교체 처리가 적용되는 클러스터가 증가함에 따라 TDFL이 커지지만, 상기한 바와 같이 복수의 교체 처리 클러스터를 통합하여 교체 관리할 수 있도록 함으로써, TDFL의 확대를 적게 할 수 있다.

여기서, 본 예의 추가형 광 디스크와 재기입 가능형 광 디스크의 재생 호환을 생각하여, TDMA에 등록된 TDFL을 DMA로 변환할 때에는, 기록하는 DFL의 포맷은, 재기입 가능형 광 디스크와 동일하게 하는 것이 요망된다.

구체적으로는, 교체 어드레스 정보 ati에 대해서는, 모두 스테이터스1=「0000」의 형식으로 하는 것이 바람직하다. 이에 의해 디스크 드라이브 장치측도, 재기입형 디스크인지 추가형 디스크인지에 의해, DMA의 정보에 관한 처리를 전환할 필요가 없어, 디스크 드라이브 장치의 부하를 줄일 수 있다.

이에 의해, 본 예의 디스크(1)에서, TDMA의 정보를 DMA에 기입할 때에는, 도 25와 같은 처리가 행해진다. 또한, DMA에 기입함으로써, 그 교체 관리 정보는 최종적인 것으로 되며, 이후에는 TDMA를 이용한 데이터 재기입을 할 수 없다. 따라서, DMA에의 기입은, 예를 들면 디스크의 파어널라이즈 시의 처리로서 행해진다. 그리고 DMA에의 기입은, 본 예의 디스크(1)를, 재기입형 디스크와의 재생 호환성을 갖는 디스크로 변환하는 처리라는 의미를 갖는다.

DMA의 기입, 즉 호환 디스크로의 변환 처리를 행하는 경우, 시스템 컨트롤러는, 우선 도 25의 단계 F401에서, 캐시 메모리(80a) 내의 TDFL/스페이스 비트맵을 TDMA에 기록하는 처리를 행한다. 이것은, 상술한 이펙트 시 등에 행해지는 도 22의 처리와 마찬가지로이기 때문에, 상세한 설명을 생략한다.

다음으로 단계 F402에서는, TDMA 내의 최종 기록 섹터에 기록되어 있는 최신의 TDDS를 판독하여, DDS(도 5 참조)의 정보를 작성한다.

다음으로 단계 F403에서는, TDFL 내의 교체 어드레스 정보 *ati*가 1 이상인지의 여부를 확인한다. 이를 위해서는, 우선 TDMA 내에 기록되어 있는 최신의 TDFL을 판독한다. 도 14 등에서 설명한 바와 같이 유효한 TDFL의 기록 위치는, TDDS로부터 취득할 수 있다. 그리고 TDFL에서의 디렉트 리스트 관리 정보의 디렉트 리스트 등록 수로부터, 교체 어드레스 정보 *ati*의 등록 수를 취득한다.

여기서, 만약 교체 어드레스 정보 *ati*의 등록 수가 0이면, 교체 어드레스 정보 *ati*는 없는 것으로 된다. 이 때문에 단계 F404로 진행하여, TDFL로부터 TDDS를 삭제한 데이터를 DFL(도 6 참조)로 한다. 이것은 TDFL(도 11)의 최종 섹터에는 TDDS가 존재하기 때문이다.

그리고 단계 F408에서, 작성한 DDS와 DFL을, 디스크(1) 상의 DMA1, DMA2, DMA3, DMA4에 기록하고, 처리를 종료한다.

단계 F403에서 교체 어드레스 정보 *ati*의 수가 1개 이상이면, 계속해서 연속 영역에 대한 교체 처리의 유무를 확인한다.

우선 단계 F405에서는, 엔트리되어 있는 교체 어드레스 정보 *ati*를 순차적으로 판독하여, 스테이터스1을 확인한다. 만약 스테이터스1이 '0101'의 교체 어드레스 정보 *ati*가 있으면, 연속 영역에 대한 교체 처리가 행해지게 된다.

그런데 모든 엔트리의 스테이터스1= '0000'이고, 연속 영역에 대한 교체 처리가 없는 경우, 단계 F406으로 진행하여, TDFL로부터 TDDS를 삭제한 데이터를 DFL로 한다.

연속 영역에 대한 교체 처리가 있었던 경우, 우선 단계 F409에서, 통상의 일대일의 교체 처리의 교체 어드레스 정보(스테이터스1= '0000')의 엔트리를 DFL에 카피한다.

다음으로 단계 F410에서, 스테이터스1이 '0101'의 교체 어드레스 정보 *ati*를 취득하고, 이것을 개시 어드레스 SA로 한다. 또한, 계속해서 가입되어 있는 교체 어드레스 정보 *ati*를 취득하고, 이것을 종료 어드레스 EA로 한다.

단계 F411에서는, 스테이터스1을 '0000'로 하여, 개시 어드레스 SA의 교체 어드레스 정보 *ati*를 DFL에 기록한다. 다음으로 스테이터스1을 '0000', 어드레스 SA+1의 교체 어드레스 정보 *ati*를 DFL에 기록한다. 이것을 순차적으로 반복하여, 어드레스가 종료 어드레스 EA로 될 때까지 반복한다.

이 처리에 의해, 통합하여 교체 관리되어 있었던, 연속 클러스터가, 개개의 교체 어드레스 정보 *ati*의 엔트리로 표현된 형식으로 된다.

단계 F412에서는, 또한 TDFL 내를 검색하고, 그 외에 스테이터스1= '0101'의 엔트리가 있으면, 단계 F410으로 되돌아가 마찬가지로 처리를 행한다. 즉, TDFL 내의, 스테이터스1= '0101'인 교체 어드레스 정보 모두에 대하여 단계 F410, F411의 처리를 적용한다.

단계 F406 혹은 F412로부터 F407로 진행하면, 작성한 DFL을, 교체 어드레스 정보의 교체원 어드레스를 키로 하여, 순순으로 재배열을 한다.

그 후, 단계 F408에서, 작성한 DDS와 DFL을 디스크(1) 상의 DMA1, DMA2, DMA3, DMA4에 기록하고, 처리를 종료한다.

이상의 처리에 의해, TDMA의 정보가 DMA에 기록되게 된다. 그리고 그 때, 교체 어드레스 정보 *ati*로서는, 모두가 스테이터스1= '0000'의 엔트리로 변환된다.

재가입형 디스크에 대한 디스크 드라이브 장치에서는, DMA를 판독하여 교체 처리 상태를 확인하지만, 이상과 같이 DMA가 기록된 본 예의 디스크(1)에 대해서도, 통상의 재가입형 디스크와 마찬가지로, DMA로부터의 교체 처리 상태의 확인 및 대응 처리를 할 수 있게 된다.

6. 제1 TDMA 방식에 의한 효과

이상의 실시예의 디스크(1) 및 디스크 드라이브 장치에서, 다음과 같은 효과가 얻어진다.

본 실시예에 따르면, 라이트 원스형의 디스크에서, 동일 어드레스에 대한 가입 요구에 대응할 수 있게 되며, 따라서, 종래 라이트 원스형의 디스크에서는 사용하는 것이 불가능하였던 파일 시스템을 이용할 수 있다. 예를 들면 FAT 파일 시스템 등, 각종 OS에 대응하는 파일 시스템을 그대로 적용할 수 있고, 또한 OS의 차이를 의식하지 않고 데이터의 교환을 할 수 있다.

또한 사용자 데이터뿐만 아니라, 사용자 데이터 영역에 기록되는 FAT 등의 디렉토리 정보의 재가입도 물론 가능하다. 따라서 FAT 등의 디렉토리 정보 등의 갱신이 수시로 행해져 가는 파일 시스템의 적용에 알맞다.

또한, AV 시스템(120)을 상정하면, 영상 데이터나 음악 데이터를, ISA, OSA의 미기록 영역이 남겨져 있는 한, 갱신 가능한 미디어로서 이용할 수 있는 것으로 된다.

또한 디스크 드라이브 시스템에 있어서, 추가형 광 기록 디스크에 대하여, 호스트 컴퓨터 등으로부터 지정된 어드레스에 대한 데이터의 기록이나 판독은 부하가 큰 처리이다. 가입 명령이 온 경우, 만약 지정된 어드레스가 이미 기록 완료된 것을 알고 있으면, 디스크에 대하여 액세스하지 않고 에러를 회신할 수 있다. 마찬가지로 판독 명령이 온 경우, 만약 지정된 어드레스에 데이터가 기록되어 있지 않은 것을 알고 있으면 액세스하지 않고 에러를 회신할 수 있다. 이것을 실현하기 위해서는, 디스크의 기록 상태를 관리하는 것이 필요로 되지만, 본 실시예의, 스페이스 비트맵에 의해, 기록 상황 관리를 실현하였다.

스페이스 비트맵을 준비함으로써, 대용량의 추가형 광 디스크 상에서, 랜덤 기록을 드라이브에 부

하를 걸지 않고 실현하는 것이 가능하게 된다.

또한 교체 영역의 기록 상황도 관리할 수 있기 때문에, 결함 교체 처리나 논리 덧씌우기를 할 때의 교체처의 어드레스를 디스크에 액세스하지 않고 취득할 수 있다.

또한 리드 인 존, 리드 아웃 존 등의, 디스크의 관리/제어 정보 영역도 스페이스 비트맵에 의해 관리함으로써 관리/제어 정보의 기록 상황을 관리할 수도 있다. 특히 레이저의 파워를 조정하기 위한 영역, 테스트 에리어(OPC)에 대한 관리는 효과적이다. 종래, OPC 영역의 기입할 어드레스를 찾기 위해, 실제로 디스크에 액세스하여 탐색하였지만, 저파워로 기록된 영역이 미기록으로 판단될 가능성이 있다. OPC 영역을 스페이스 비트맵으로 관리함으로써 이 오검출을 방지할 수 있다.

상술한 덧씌우기 기능과 스페이스 비트맵을 조합하는 것도, 드라이브 시스템의 부하 저감으로 된다. 즉, 상기 도 17~도 21의 처리로부터 명백해지는 바와 같이, 덧씌우기 기능을 기동시킬지의 여부를, 디스크에 액세스하지 않고 판단할 수 있다.

또한 기입 시에 결함이 있었던 영역, 및 그 주변을 스페이스 비트맵 상에서 기록 완료로 함으로써, 시간이 걸리는 손상 등 결함이 있는 어드레스에 대한 기록 처리를 생략하는 것이 가능하게 된다. 또한, 이것과 덧씌우기 기능을 조합함으로써, 호스트에 대하여 외관상, 기입 어려움이 기입 처리를 행하는 것이 가능하게 된다.

또한, 교체 관리 정보인 TDFL이나 스페이스 비트맵의 갱신 처리에 대해서는, TDMA에 추가 기록하도록 함과 함께, 유효한 TDFL/스페이스 비트맵을 나타내는 정보를 기록시키도록 하면, 각 시점에서 유효한 TDFL/스페이스 비트맵을 판별할 수 있다. 즉 디스크 드라이브 장치는 교체 관리 정보의 갱신 상태를 적절하게 파악할 수 있다.

또한, 스페이스 비트맵을 TDMA 내에 기록하는 것이, 스페이스 비트맵의 기록에 주 데이터 영역인 데이터 존을 이용하지 않는 것을 의미한다. 예를 들면 ISA 등을 이용하는 것이면 된다. 이 때문에, 데이터 존의 유효 이용이나, 교체 영역인 ISA, OSA를 유효하게 활용한 교체 처리가 가능하다. 예를 들면 교체 처리 시에, ISA, OSA를 어느 쪽을 이용할지는, 예를 들면 교체원 어드레스로부터 봐서 가까운 쪽으로 한다고 하는 선택도 가능하게 된다. 이와 같이 하면, 교체 처리된 데이터를 액세스할 때의 동작도 효율화된다.

또한, 디스크(1)에의 기입 시에, 기입하는 영역의 결함 때문에 기입할 수 없고, 또한 그 후에도 데이터가 연속하여 보내어지고 있는 경우, 교대 처리를 사용함으로써 여러 보고를 회신하지 않고 기입 처리를 계속할 수 있다(도 17, 도 18 참조).

또한 손상에 의해 기입 불가능한 경우, 그 주변의 영역도 또한 기입 불가능한 경우가 많다. 그 때문에 기입 불가능한 영역보다 위의 영역에 대하여, 실제로 액세스하지 않고 일정한 영역을 결함 영역으로서 처리할 수 있다. 만약 이미 드라이브 시스템 내에 해당 영역의 데이터가 보내어지고 있으면 교체 처리를 한다. 이 때, 만약 3개 이상의 연속한 클러스터를 교체 처리한 경우라도, 교체 어드레스 정보는 2개의 엔트리만을 등록하는 것이 가능하게 되기 때문에, 기입 영역의 절약으로 된다.

또한, 이렇게 해서 처리된 영역을 기입 완료로서 스페이스 비트맵 상에서 처리함으로써, 부정확한 액세스를 방지할 수 있다.

기입이 불가능한 영역보다 위의 영역에 대한 데이터가, 드라이브 시스템 내에 없는 경우, 일정한 영역을 TDFL에 교체처가 미할당된 결함 클러스터로서 등록하고, 스페이스 비트맵 상, 기록 완료로서 처리한다. 이후, 해당 영역에 대한 기입 명령이 호스트로부터 온 경우에는, 디스크 드라이브 장치는 스페이스 비트맵으로부터 기입 완료로 판단하여, 덧씌우기 기능에 의해 여러 없음으로 데이터를 기록하는 것이 가능하게 된다.

또한 DMA에서는 재기입 가능형 광 디스크와 데이터 구성을 동일하게 함으로써, 재기입 가능형 광 디스크만을 재생하는 시스템에서도, 본 예의 디스크의 재생이 가능하게 된다.

7. 제2 TDMA 방식

7-1 TDMA

계속해서, 제2 TDMA 방식에 대하여 설명한다. 또한, 기본적으로는 마찬가지로의 점이 많기 때문에, 주로 상술한 제1 TDMA와의 상위점을 설명하는 것으로 한다.

도 1~도 3에 도시한 디스크 구조는 마찬가지로이다. 또한 도 4~도 8에서 설명한 DMA의 구성도 마찬가지로이다.

이 제2 TDMA 방식에서는, TDMA 내에 스페이스 비트맵을 기록하지 않고, 스페이스 비트맵의 기록에 ISA를 이용하는 것이, 상기 제1 TDMA 방식과 상이하다.

TDMA의 구조는 도 26과 같이 된다.

TDMA의 크기는 2048클러스터로 한다.

클러스터 넘버(1~4)로서는, 1클러스터 이상 4클러스터 이내로 구성되는 TDFL(temporary defect list)을 기록한다.

TDFL에 계속되는 클러스터 넘버 n에는, 1클러스터로 구성되는 광 기록 패체의 상세 정보인 TDOS(temporary disc definition structure)를 기록한다.

TDMA 내에서는, TDFL과 TDOS가 1세트 되며, 갱신을 위해 추가 기록되는 경우에는, 그 시점의 TDMA 내의 미기록 영역의 선두, 즉 기록되어 있는 TDOS의 직후에, TDFL과 TDOS가 기록된다.

1~4클러스터로 구성되는 TDFL의 구조는, 도시하지 않지만 도 11과 거의 마찬가지로이다. 단, 이

경우, 상기 제1 TDMA 방식과 같이 최종 섹터에 TDDS가 기록되지 않는다. 즉, 도 11의 교체 어드레스 정보 종단 후에는 모두 '00h'로 된다. 도 26과 같이 TDDS는 TDFL과 별도의 클러스터로서 기록된다.

TDFL 내에서의 디렉트 리스트 관리 정보는, 도 7과 같으며, 또한 교체 어드레스 정보 *ati*도 도 8과 같다. 스테이터스1= '0101', '1010'으로 됨으로써 복수의 연속 클러스터를 통합하여 엔트리하는 것보다 마찬가지로 있을 수 있다.

TDFL과 별도의 클러스터로 기록되는 TDDS의 구조는 도 27과 같이 된다. 이 경우, TDDS는 1클러스터이기 때문에, DDS(도 5 참조)와 동일 사이즈이다. 그리고 TDDS의 내용은, 도 5에서 설명한 DDS와 거의 동일 내용으로 된다. 단, 도 27과 도 5를 비교하여 알 수 있는 바와 같이, 바이트 위치4부터는 TDDS 일련 번호, 바이트 위치16부터는 TDMA 내의 드라이브 에리어 개시 물리 어드레스, 바이트 위치24부터는 TDMA 내의 TDFL의 개시 물리 어드레스(A0 DFL)로 된다.

또한, 2층 디스크의 경우, 레이더0, 1에 각각 TDMA가 존재하지만, 상기 제1 TDMA 방식의 경우와 마찬가지로, 최초로 레이더0의 TDMA를 사용하여 TDFL 및 TDDS의 갱신을 행하여 가며, 레이더0의 TDMA가 소진되고 나서 레이더1의 TDMA를 사용한다고 하는 사용 방식이 가능하다.

7-2 ISA 및 OSA

ISA 및 OSA를 도 28에 도시한다. 본 예의 경우, OSA만이 교체 영역으로서 사용되며, ISA는 스페이스 비트맵의 기록 영역으로서 취급된다.

ISA 및 OSA의 크기는 DDS, TDDS로 정의된다. ISA의 크기는 초기화 시에 결정되고, 그 후의 크기 도 고정이지만, OSA의 크기는 데이터를 기록한 후에도, 변경하는 것이 가능하다.

교체 처리를 위해 OSA에 데이터 기입을 행하는 경우에는, OSA 내의 최종 클러스터로부터 선두 클러스터를 향하여 사이클 비우지 않고 순차적으로 기록된다.

ISA에는, 도시한 바와 같이 ISA의 선두 클러스터로부터 순서대로 사용되어 스페이스 비트맵(SBM#1~#5)이 기록된다. 즉 스페이스 비트맵은 상기 제1 TDMA 방식의 경우와 마찬가지로 1클러스터의 사이즈이며, 최초의 스페이스 비트맵은 ISA의 선두 클러스터에 기록된다. 그 후, 스페이스 비트맵을 갱신하는 경우에는, ISA의 미기록 영역의 선두, 즉 기록되어 있는 최후의 스페이스 비트맵에 연속하여 사이클 비우지 않고, 새로운 스페이스 비트맵이 기입되는 것으로 된다.

따라서, ISA 내에 기록되어 있는 스페이스 비트맵 중, 최후의 스페이스 비트맵이 유효한 정보로 된다. 도 28의 경우, 스페이스 비트맵 SBM#5가 유효한 정보이다.

스페이스 비트맵의 구성은 도 10과 마찬가지로이다. 단, 이 스페이스 비트맵의 경우에도, 최후의 섹터에 TDDS가 기록되지 않는 점이, 도 10에 도시한 구성과 다른 것으로 된다.

또한, 2층 디스크의 경우, 레이더0용의 스페이스 비트맵을 레이더0의 ISA에 기록하고, 또한 레이더1용의 스페이스 비트맵을 레이더1의 ISA에 기록하도록 하면 된다.

단, 레이더에 상관없이 레이더0, 레이더1의 각 ISA를 통합하여 1개의 큰 영역으로서 취급하고, 최초에는 레이더0의 ISA로부터 사용하여 각 레이더용의 스페이스 비트맵을 기록하고, 레이더0의 ISA가 소진되고 나서 레이더1의 ISA를 사용한다고 하는 방식도 가능하다.

그런데, ISA에 스페이스 비트맵을 기록하는 경우, 본 예의 디스크(1)가 다른 디스크 드라이브 장치에 장착되었을 때에, ISA가 교체 영역으로서 사용되는 것을 방지할 필요가 있다.

이 때문에 TDDS의 교체 영역 사용 가능 플래그(도 27 참조)를 이용한다.

1바이트의 교체 영역 사용 가능 플래그는, 1층 디스크의 경우, 도 29A와 같이 정의되며, 2층 디스크의 경우, 도 29B와 같이 정의되어 있다.

우선 1층 디스크의 경우에는, 도 29A와 같이 비트 b7~b2는 리저브로 된다.

비트 b1은, Outer Spare Area Full Flag로, 이 비트가 '1'일 때, OSA의 모든 영역이 기록 완료인 것을 나타낸다.

비트 b0은, Inner Spare Area Full Flag로, 이 비트가 '1'일 때, ISA의 모든 영역이 기록 완료인 것을 나타낸다.

또한 도 29B의 2층 디스크의 경우, 1층 디스크의 비트 어사인 외에, 2층용의 ISA 및 OSA에 관한 플래그가 비트 b2, b3에 추가된다. 이 경우 비트 b0, b1은 1층용의 ISA, OSA의 플래그를 나타낸다.

여기서, 본 예와 같이 스페이스 비트맵을 ISA에 기록하는 경우, Inner Spare Area Full Flag로서의 비트를 '1'로 세트한다.

그렇게 하면, 다른 디스크 드라이브 장치에서는, ISA에 빈 영역이 없는 것처럼 보이기 때문에, 그 디스크 드라이브 장치가 교체 처리를 위해 ISA를 사용하는 것은 방지할 수 있다.

8. 제2 TDMA 방식에 대응하는 동작

8-1 데이터 기입

제2 TDMA 방식의 경우에, 디스크 드라이브 장치의 시스템 컨트롤러(60)가 행하는 데이터 기입 처리를 도 30에 도시한다.

또한, 이 경우에도, 이하 설명하는 데이터 기입 처리가 행해지는 시점에서는, 디스크(1)가 장착되며, 또한, 그 장착 시의 디스크(1)의 TDMA에 기록되어 있었던 TDFL, TDDS, 및 스페이스 비트맵이 캐쉬 메모리(60a)에 판독되어 있는 상태인 것으로 한다. 또한, 논리-물리 어드레스 변환에 대해서는 생략한다.

시스템 컨트롤러(60)에 대하여, AV 시스템(120) 등의 호스트 기기로부터 임의의 어드레스에 대한 기입 요구가 온 것으로 한다.

이 경우 시스템 컨트롤러(60)에서 도 30의 처리가 개시된다. 우선 단계 F501에서는, 캐쉬 메모리(60a)에 저장되어 있는(혹은 캐쉬 메모리(60a)에서 갱신된 최신의) 스페이스 비트맵을 참조하여, 지정된 어드레스(클러스터)가 기록 완료인지 미기록인지를 확인한다.

만약 미기록이면 단계 F502로부터 F503으로 진행한다. 이 경우, 아직 기록이 행해져 있지 않은 어드레스에 대한 기입 명령으로 되기 때문에 통상의 기입 처리로 된다.

즉 시스템 컨트롤러(60)는, 단계 F503에서, 지정된 어드레스에 대하여, 데이터 기입을 행하는 제어를 실행한다. 즉 픽업(51)을 지정된 어드레스에 액세스시켜, 기입이 요구된 데이터의 기록을 실행시킨다.

그리고 데이터 기입이 정상적으로 종료된 경우에는, 단계 F504로 진행하여, 캐쉬 메모리(60a) 내에서 스페이스 비트맵의 갱신을 행한다. 즉 스페이스 비트맵에서, 금회 기입한 클러스터에 상당하는 비트를, 기입 완료로 나타내는 값으로 한다.

이상으로 기입 요구에 대한 처리를 종료한다.

또한, 이 도 30에서는 설명을 생략하였지만, 기입 시에 디스크 상의 손상 등에 의한 에러가 발생한 경우, 교체 처리가 행해지는 경우가 있다. 그 경우, 도 18에서 설명한 바와 같은 교체 처리가 행해지면 된다.

단계 F502에서, 호스트 기기로부터 기입을 위해 지정된 어드레스가 스페이스 비트맵에 의해 기입 완료인 것으로 판단된 경우에는, 단계 F505로 진행한다.

그 경우 시스템 컨트롤러(60)는 데이터 재기입의 기능이 유효인지의 여부를 판단한다. 또한, 데이터 재기입 기능의 유효화 처리에 대해서는 도 31에서 설명한다.

데이터 재기입 기능이 유효가 아니면, 단계 F506으로 진행하여, 호스트 기기에 에러를 회신하고, 처리를 종료한다.

데이터 재기입 기능이 유효이면, 단계 F507로 진행하여, 우선 실제로 데이터 재기입을 위한 교체 처리가 가능한지의 여부를 판단한다.

이 경우에도, 교체 처리를 행하기 위해서는, OSA에 적어도 금회의 데이터 기입을 행할 빈 부분이 있으며, 또한 그 교체 처리를 관리하는 교체 어드레스 정보 at의 엔트리를 추가할(즉 TDFL을 갱신할) 여유가 TDMA에 존재하는 것이 필요로 된다.

OSA에 빈 부분이 있으며, 또한 TDMA에 갱신을 위한 빈 부분이 있으면, 시스템 컨트롤러(60)의 처리는 단계 F507로부터 F508로 진행하여, 픽업(51)을 OSA에 액세스시켜, 금회 기입이 요구된 데이터를, OSA에 기록시킨다.

다음으로 단계 F509에서 캐쉬 메모리(60a) 내의 스페이스 비트맵의 갱신을 행한다. 즉 데이터 재기입을 위해 교체 처리에 의해 OSA 내에서 실제로 데이터를 기입한 어드레스(클러스터)에 해당하는 비트를 기록 완료로 한다.

또한 단계 F510에서는, 캐쉬 메모리(60a) 내에서 TDFL을 갱신한다. 즉, 금회의 교체 처리를 나타내는 교체 어드레스 정보 at를 새롭게 추가(또는 과거에 동일 교체된 어드레스의 엔트리가 있으면 재기입)하도록 하고, 또한 디렉트 리스트 관리 정보 내의 디렉트 리스트 등록 수나 ISA/OSA의 미기록 클러스터 수의 값의 갱신을 행한다.

그리고, 기입 요구에 대한 처리를 종료한다. 이러한 처리에 의해, 이미 기록 완료된 어드레스에 대한 기입 요구, 즉 데이터 재기입 요구가 있었던 경우에도, 시스템 컨트롤러(60)는, OSA를 이용하여 대응할 수 있는 것으로 된다.

한편, 단계 F507에서 OSA에 빈 영역이 없는 경우, 혹은 TDMA에 갱신을 위한 빈 영역이 없는 경우에는, 교체 처리가 불가능으로 데이터 재기입에 대응할 수 없기 때문에, 단계 F511로 진행하여, 기입 영역이 없는 것으로서 에러를 호스트 시스템에 회신하고, 처리를 종료한다.

또한, 단계 F510에서 교체 처리에 따라 새롭게 교체 어드레스 정보 at를 생성할 때에는, 상술한 도 20의 처리를 행하면 된다.

또한, 스페이스 비트맵의 기록 영역인 ISA에 미기록 영역이 존재하지 않는 경우에는, 스페이스 비트맵의 갱신을 위한 기록이 불가능하게 된다.

이 경우에는, 예를 들면 이하와 같은 대책을 취하여, 사용자 데이터의 기록은 허가하도록 한다.

· 디스크 드라이브 장치는, ISA에 스페이스 비트맵이 기입되며, 또한 미기록 영역이 존재하지 않는 디스크가 마운트되었을 때에는, 최후의 스페이스 비트맵으로부터 디스크 상의 미기록 영역에 관하여 RF 신호(재생 데이터 신호)의 체크를 행하여, 스페이스 비트맵을 재구성하도록 한다.

· 디스크 드라이브 장치는, ISA에 비트맵 정보가 기입되며, 또한 미기록 영역이 존재하지 않는 디스크에 관해서는, 기록된 사용자 데이터의 최후의 어드레스 이후에 관하여 제한적인 기입(시퀀셜 라이트)만 허가한다.

그런데, 본 예의 경우에는 ISA를 스페이스 비트맵의 기록에 이용하기 때문에, 장전된 디스크(1)

가, ISA를 스페이스 비트맵에 이용해도 되는 디스크인지의 여부로, 데이터 재가입 기능을 유효화/무효화할 필요가 있다.

즉 단계 F505에서의 판단 시에는, 도 31의 처리에 기초하는 설정을 확인하게 된다.

도 31의 재가입 기능 설정 처리는, 예를 들면 디스크 장착 시 등에 행한다.

디스크가 장착되었을 때에, 시스템 컨트롤러(60)는, 단계 F601에서 디스크의 TODS를 체크하고, 비트 위치52의 교체 영역 사용 가능 플래그(Spare Area Full Flags)의 비트 b0을 확인한다.

도 29A 내지 도 29B에서 설명한 바와 같이, ISA에 스페이스 비트맵을 기록하는 본 예의 디스크(1)에서는, 비트 b0이 「1」로 되어 있다. 그 한편, ISA를 교체 영역으로 사용하는 디스크라도, 이미 ISA가 모두 교체 영역으로서 사용된 것이면 비트 b0은 「1」로 되어 있다.

즉, 적어도 본 예의 디스크이면, 비트 b0이 「1」로 되어 있고, 한편, 본 예의 디스크가 아닌 경우, 비트 b0은 「0」 또는 「1」이며, 적어도 「0」이면 본 예의 디스크는 아니다.

따라서, 비트 b0=「0」이었던 경우에는, 단계 F604로 진행하여 재가입 기능을 오프로 한다.

이 경우, 그 디스크에 대해서는 본 예의 디스크 드라이브 장치에 의해 교체 처리나 스페이스 비트맵의 기록은 행해지지 않도록 한다. 즉, 도 30의 단계 F507~F511의 처리가 행해지지 않는다. 또한, 도 30에서는 도시하지 않았지만, 통상의 기업을 행한 경우의 단계 F504의 스페이스 비트맵의 갱신도 행하지 않는다.

이에 의해, 본 예의 재가입 동작은 실행되지 않지만, 그 디스크의 ISA의 상태는 유지되어, 재생의 호환성은 확보된다.

단계 F601에서 비트 b0=「1」이었던 경우에는, 본 예의 디스크(1)일 가능성이 있기 때문에, 단계 F602로 진행하여 ISA의 최종 클러스터를 확인한다.

ISA의 최후의 클러스터가 비트맵 정보인 경우, 단계 F603으로부터 F605로 진행하여 스페이스 비트맵을 취득(캐쉬 메모리(60a)에 저장)하고, 단계 F606에서 재가입 기능을 유효로 한다.

한편, 단계 F603에서 ISA의 최후의 클러스터가 비트맵 정보가 아닌 것으로 판단된 경우, 단계 F604에서 재가입 기능을 무효로 한다.

이러한 설정 처리에 의해, ISA를 스페이스 비트맵의 기록에 이용하는 본 예의 디스크에 대하여, 데이터 재가입이 유효화된다. 한편, ISA를 교체 영역으로서 이용하는 디스크(다른 디스크 드라이브 장치에서 기록이 행해진 디스크)에 대해서는, ISA를 스페이스 비트맵의 기록에 사용하지 않고, 본 예의 데이터 재가입도 행하지 않는다.

8-2 데이터 판독

계속해서, 디스크 드라이브 장치에 의한 디스크(1)에 대한 데이터 재생 시의 시스템 컨트롤러(60)의 처리를 도 32에서 설명한다.

시스템 컨트롤러(60)에 대하여, AV 시스템(120) 등의 호스트 기기로부터 임의의 어드레스에 대한 판독 요구가 온 것으로 한다.

이 경우 시스템 컨트롤러(60)의 처리는 단계 F701에서 스페이스 비트맵을 참조하여, 요구된 어드레스가 데이터 기록 완료인지의 여부를 확인한다.

만약, 요구된 어드레스가 데이터 마감기록이었으면, 단계 F702로 진행하여, 지정된 어드레스가 잘못되어 있는 것으로 하여, 호스트 기기에 에러를 회신하고 처리를 종료한다.

지정된 어드레스가 기록 완료인 경우, 단계 F703으로 진행하여, TDFL 내에 기록되어 있는 교체 어드레스 정보 ati를 검색하고, 교체원 어드레스로서, 금회 지정된 어드레스가 등록되어 있는지의 여부를 확인한다.

지정된 어드레스가, 교체 어드레스 정보 ati에 등록된 어드레스가 아니었던 경우에는, 단계 F703으로부터 F704로 진행하여, 지정된 어드레스로부터 데이터 재생을 행하고 처리를 종료한다. 이것은, 사용자 데이터 영역에 대한 통상의 재생 처리로 된다.

한편, 단계 F703에서, 판독 요구에 관계되는 어드레스가 교체 어드레스 정보 ati에 등록된 어드레스이었던 경우에는, 단계 F703으로부터 F705로 진행하여, 해당 교체 어드레스 정보 ati에서, 교체처 어드레스를 취득한다. 즉 OSA 내의 어드레스이다.

그리고 시스템 컨트롤러(60)는, 단계 F706에서, 교체처 어드레스로서 등록되어 있는 OSA 내의 어드레스로부터 데이터 판독을 실행시켜, 재생 데이터를 AV 시스템(120) 등의 호스트 기기에 전송하고 처리를 종료한다.

이러한 처리에 의해, 이미 데이터 재가입이 실행된 후에 있어서, 그 데이터의 재생이 요구된 경우에도, 적절하게 최신의 데이터를 재생하여, 호스트 기기에 전송할 수 있는 것으로 된다.

8-3 TDFL/스페이스 비트맵 갱신 및 호환 디스크로의 변환

상술한 제1 TDMA 방식의 경우와 마찬가지로, 캐쉬 메모리(60a)에서 갱신된 TDFL이나 스페이스 비트맵은, 이펙트 시 등 소정의 시점에서 디스크(1) 상에 기록시킨다.

이 제2 TDMA 방식의 경우, 교체 관리 정보(TDFL, TODS)와 스페이스 비트맵의 디스크(1)에의 기록 처리는 도 33과 같다.

즉 시스템 컨트롤러(60)는, 단계 F801에서, 캐쉬 메모리(60a) 내에서 TDFL이 갱신되었는지의 여부를 확인한다. TDFL이 갱신되어 있는 경우, 단계 F802로 진행하여, TDFL을 디스크(1)의 TDMA 내의 빈 영역의 선두로부터 기록시킨다.

또한 단계 F803에서, TDOS를 디스크(1)의 TDMA 내의 빈 영역의 선두로부터 기록시킨다.

또한, 이들 TDFL, TDOS를 TDMA 내에 기록하는 것에 따라, 캐쉬 메모리(60a) 내에서 스페이스 비트맵을 갱신한다.

단계 F804에서는, 캐쉬 메모리(60a) 내에서 스페이스 비트맵이 갱신되어 있는지의 여부를 확인한다.

캐쉬 메모리(60a) 내의 스페이스 비트맵이 갱신되어 있으면, 단계 F805로 진행한다. 그리고 캐쉬 메모리(60a) 내의 스페이스 비트맵을, 디스크(1)의 ISA 내의 빈 영역의 선두로부터 기록시킨다.

이와 같이, TDFL, TDOS가 TDMA 내에 기록되며, 스페이스 비트맵이 ISA 내에 기록되어, 디스크(1)에서 교체 정보 및 기입 유무 제시 정보가 반영되는 것으로 된다.

또한, 이와 같이 TDMA 내에서 TDFL, TDOS가 갱신되어 가지만, 재가입형 디스크와의 재생 호환성을 확보하기 위해서는, 파일라이즈 서에 있어서, TDMA 내의 정보를 DMA에 기록하는 것이 필요로 된다.

이 경우, 최신의 TDFL, TDOS가, 그대로 DMA에 기록되면 된다. 단, TDFL 내의 교체 어드레스 정보 atio에 대해서는, 모두를 스테이터스=「0000」의 엔트리로 변환할 필요가 있으며, 그 때문에 도 25의 단계 F405~F407의 처리가 행해지면 된다.

9. 제2 TDMA 방식에 의한 효과

이러한 제2 TDMA 방식을 이용해도, 기본적으로는 제1 TDMA 방식의 경우와 마찬가지로의 효과를 얻을 수 있다.

본 예의 경우, 스페이스 비트맵을 ISA에 기록하지만, 이것은, 기존의 디스크에 대하여 특히 디스크 레이아웃을 변경되는 것으로 되기 때문에, 호환성의 유지의 점에서 적합하다.

또한 스페이스 비트맵을 기록하는 ISA에 대해서는, 교체 영역 사용 가능 플래그를 「1」로서 해 놓기 때문에, 다른 디스크 드라이브 장치에서 ISA가 교체 영역으로서 사용되지 않는다.

그리고 스페이스 비트맵을 TDMA에 기록하지 않는 것은, TDMA를 TDFL, TDOS의 갱신에 유효 이용할 수 있다. 즉 교체 관리 정보의 갱신 기능 횟수를 증대할 수 있어, 다수회의 데이터 재가입에 대응할 수 있게 된다.

이상, 실시예의 디스크 및 그것에 대응하는 디스크 드라이브 장치에 대하여 설명하였지만, 본 발명은 이들 예에 한정되는 것은 아니며, 요지의 범위 내에서 각종 변형예가 생각되는 것이다.

예를 들면 본 발명의 기록 매체로서는, 광 디스크 매체 이외의 기록 매체, 예를 들면 광 자기 디스크, 자기 디스크, 반도체 메모리에 의한 미디어 등에도 적용할 수 있다.

이상의 설명으로부터 이해되는 바와 같이 본 발명에 따르면 이하와 같은 효과가 얻어진다.

본 발명에 따르면, 라이트 원스형의 기록 매체를, 실질적으로 데이터 재가입 가능한 기록 매체로서 이용할 수 있다. 그리고 따라서, 재가입 가능 기록 매체에 대응하는 FAT 등의 파일 시스템을 라이트 원스형의 기록 매체에 이용할 수 있게 되어, 라이트 원스형의 기록 매체의 유용성을 현저하게 향상시킬 수 있다고 하는 효과가 있다. 예를 들면 퍼스널 컴퓨터 등의 정보 처리 장치에서 표준 파일 시스템인 FAT 파일 시스템은, 각종 OS(오퍼레이팅 시스템)로부터 재가입 가능 기록 매체의 기록 재생이 가능한 파일 시스템이지만, 본 발명에 따르면 라이트 원스형의 기록 매체에 대해서도 FAT 파일 시스템을 그대로 적용할 수 있으며, 또한 OS의 차이를 의식하지 않고 데이터의 교환을 할 수 있게 된다. 또한 이것은 호환성 유지의 점에서도 적합하다.

또한 본 발명에 따르면, 교체 영역이나 교체 관리 정보의 갱신을 위한 영역이 남아 있는 한, 라이트 원스형의 기록 매체를 데이터 재가입 가능한 기록 매체로서 이용할 수 있기 때문에, 라이트 원스형의 기록 매체를 유효하게 이용할 수 있어, 자원의 낭비를 저감할 수 있다고 하는 효과도 있다.

또한, 기입 유무 표시 정보(스페이스 비트맵)에 의해, 기록 매체 상의 각 기록층의 각 데이터 단위(각 클러스터)가 기입 완료인지의 여부를 판별할 수 있다. 기록 장치, 재생 장치에서는, 호스트 컴퓨터 등으로부터 지정된 어드레스에 대한 데이터의 기록이나 판독은 부하가 큰 처리이지만, 예를 들면 기입 요구 시에 기입 유무 표시 정보로부터, 지정된 어드레스가 이미 기록 완료된 것을 알고 있으면, 기록 매체에 대하여 액세스하지 않고 에러를 회신하거나, 혹은 교체 처리에 의한 데이터 재가입 처리로 이행할 수 있다. 특히, 데이터 재가입의 기능을 실행하는지(할 수 있는지)의 여부의 판단도, 기록 매체에 액세스하지 않고 가능하게 된다.

또한 판독 요구 시에, 기입 유무 표시 정보로부터, 지정된 어드레스가 미기록인 것을 알고 있으면, 기록 매체에 대하여 액세스하지 않고 에러를 회신할 수 있다.

즉, 기록 매체에 대한 랜덤 액세스 기록 재생을 실현할 때의 기록 장치, 재생 장치에 대한 처리 부담을 경감할 수 있다.

또한 기입 유무 표시 정보에 따르면, 교체 영역의 기록 상황도 관리 가능하기 때문에, 결함이나 데이터 재가입을 위한 교체 처리를 행할 때의 교체처의 어드레스를 기록 매체에 액세스하지 않고 취득할 수 있다.

또한 리드 인/리드 아웃 등의 관리/제어 정보 영역도 기입 유무 표시 정보로 관리할 수 있다. 이 때문에, 예를 들면 레이저 파워를 조정하기 위한 OPC의 사용 완료 범위의 파악 등에도 적합하다. 즉, OPC 내에서 레이저 파워 조절을 위한 가기입 영역을 탐색할 때에, 기록 매체에 액세스할 필요가 없어짐과 함께, 기록 완료인지의 여부의 오검출도 방지할 수 있다.

또한 기입 시에 결함이 있었던 영역, 및 그 주변을 기입 유무 표시 정보에서 기록 원료로 함으로써, 시간이 걸리는 손상 등 결함이 있는 어드레스에 대한 기록 처리를 생략하는 것이 가능하게 된다. 또한, 이것과 재기입 기능을 조합함으로써, 호스트에 대하여 외관상, 기입 어려움이 기입 처리를 행하는 것이 가능하게 된다.

또한 제2 교체 관리 정보 영역에 기록되는 교체 관리 정보로서는, 1개의 데이터 단위마다, 교체원 어드레스와 교체처 어드레스를 나타내는 제1 정보 형식에 의한 것과, 물리적으로 연속한 복수의 데이터 단위를 통합하여 교체원 어드레스와 교체처 어드레스를 나타내는 제2 정보 형식에 의한 것이 포함된다. 제2 정보 형식에 의해 복수의 데이터 단위의 교체 처리를 통합하여 관리함으로써, 교체 관리 정보에서의 엔트리(교체 어드레스 정보 at)의 수를 절약할 수 있고, 제2 교체 관리 정보 영역의 절약, 및 이것에 의한 보다 다수의 갱신의 가능성을 얻을 수 있다. 또한, 제2 정보 형식에 의해 관리된 교체 처리에 관한 복수의 데이터 단위에 대해서도, 기입 유무 표시 정보(스페이스 비트맵)에서 기입 완료로 함으로써, 기입 유무 표시 정보에 기초하여 적절한 동작 처리가 가능해져, 부정 혹은 오동작으로서의 액세스를 방지하는 것이 가능하다.

또한, 상기 제1 교체 관리 정보 영역은, 상기 제2 교체 관리 정보 영역에서의 최신의 교체 관리 정보가, 모두 상기 제1 정보 형식으로 된 상태로 기록된다. 이것은, 제1 교체 관리 정보 영역에서의 교체 관리 정보를 이용하여 액세스를 행하는 기록 재생 장치에서, 본 발명의 기록 매체를 적절하게 기록 재생할 수 있는 것으로 되는 것을 의미한다. 따라서, 호환성 유지의 효과를 얻을 수 있다.

청구의 범위

청구항 1

1회의 데이터 기입이 가능한 라이트 원스 기록 영역에서,

데이터의 기록 재생을 행하는 통상 기록 재생 영역과,

상기 통상 기록 재생 영역에서의 결함이나 데이터 재기입에 따른 교체 처리에 의한 데이터 기록을 행하는 교체 영역과,

상기 교체 영역을 이용한 교체 처리를 관리하는 교체 관리 정보를 기록하는 제1 교체 관리 정보 영역과,

상기 교체 관리 정보를 갱신 가능하게 기록하는 제2 교체 관리 정보 영역이 형성되고,

상기 제2 교체 관리 정보 영역에 기록되는 교체 관리 정보로서는, 1개의 데이터 단위마다, 교체원 어드레스와 교체처 어드레스를 나타내는 제1 정보 형식에 의한 것과, 물리적으로 연속한 복수의 데이터 단위를 통합하여 교체원 어드레스와 교체처 어드레스를 나타내는 제2 정보 형식에 의한 것이 포함되는 것을 특징으로 하는 기록 매체.

청구항 2

제1항에 있어서,

상기 제1 교체 관리 정보 영역은, 상기 제2 교체 관리 정보 영역에서의 최신의 교체 관리 정보가, 모두 상기 제1 정보 형식으로 된 상태로 기록되는 것을 특징으로 하는 기록 매체.

청구항 3

제1항에 있어서,

상기 제2 정보 형식은, 물리적으로 연속한 복수의 데이터 단위에서의 선두의 데이터 단위의 교체원 어드레스와 교체처 어드레스, 및 종단의 데이터 단위의 교체원 어드레스와 교체처 어드레스를 나타내는 정보 형식인 것을 특징으로 하는 기록 매체.

청구항 4

제1항에 있어서,

소정의 영역에, 상기 라이트 원스 기록 영역의 각 데이터 단위마다에 대하여, 기입 완료인지의 여부를 나타내는 기입 유무 표시 정보가 기록됨과 함께, 상기 제2 정보 형식에 의해 나타나는 교체원의 복수의 데이터 단위와, 교체처의 복수의 데이터 단위는, 상기 기입 유무 표시 정보에서 기입 완료로서 나타나는 것을 특징으로 하는 기록 매체.

청구항 5

1회의 데이터 기입이 가능한 라이트 원스 기록 영역에서,

데이터의 기록 재생을 행하는 통상 기록 재생 영역과,

상기 통상 기록 재생 영역에서의 결함이나 데이터 재기입에 따른 교체 처리에 의한 데이터 기록을 행하는 교체 영역과,

상기 교체 영역을 이용한 교체 처리를 관리하는 교체 관리 정보를 기록하는 제1 교체 관리 정보

영역과,

상기 교체 관리 정보를 갱신 가능하게 기록하는 제2 교체 관리 정보 영역이 형성되는 기록 매체에 대한 기록 장치로서,

데이터 기입을 행하는 기입 수단과,

다른 데이터 단위와 물리적으로 비연속인 데이터 단위에 대한 상기 교체 처리에 따라, 상기 제2 교체 관리 정보 영역에서 교체 관리 정보의 갱신을 행할 때는, 상기 데이터 단위에 대하여 교체원 어드레스와 교체처 어드레스를 나타내는 제1 정보 형식의 교체 관리 정보의 기입을 상기 기입 수단에 실행시키고, 한편, 물리적으로 연속하는 복수의 데이터 단위에 대한 상기 교체 처리에 따라, 상기 제2 교체 관리 정보 영역에서 교체 관리 정보의 갱신을 행할 때는, 상기 복수의 데이터 단위를 통합하여 교체원 어드레스와 교체처 어드레스를 나타내는 제2 정보 형식의 교체 관리 정보의 기입을 상기 기입 수단에 실행시키는 제어 수단

을 구비한 것을 특징으로 하는 기록 장치.

청구항 6

제5항에 있어서,

상기 제어 수단은, 상기 기입 수단에 의해, 상기 제1 교체 관리 정보 영역에 교체 관리 정보를 기록시킬 때는, 상기 제2 교체 관리 정보 영역에 기록되어 있는 최신의 교체 관리 정보를, 모두 상기 제1 정보 형식으로 한 상태로 기록시키는 것을 특징으로 하는 기록 장치.

청구항 7

제5항에 있어서,

상기 제2 정보 형식은, 물리적으로 연속한 복수의 데이터 단위에서의 선두의 데이터 단위의 교체원 어드레스와 교체처 어드레스, 및 종단의 데이터 단위의 교체원 어드레스와 교체처 어드레스를 나타내는 정보 형식인 것을 특징으로 하는 기록 장치.

청구항 8

제5항에 있어서,

상기 제어 수단은, 상기 기입 수단에 의해, 소정의 영역에, 상기 라이트 원스 기록 영역의 각 데이터 단위마다에 대하여, 기입 완료인지의 여부를 나타내는 기입 유무 표시 정보를 기록시킴과 함께, 상기 제2 정보 형식에 의해 나타나는 교체원의 복수의 데이터 단위와, 교체처의 복수의 데이터 단위에 대해서는, 상기 기입 유무 표시 정보에서 기입 완료로서 나타내도록 하는 것을 특징으로 하는 기록 장치.

청구항 9

1회의 데이터 기입이 가능한 라이트 원스 기록 영역에서,

데이터의 기록 재생을 행하는 통상 기록 재생 영역과,

상기 통상 기록 재생 영역에서의 결함이나 데이터 재기입에 따른 교체 처리에 의한 데이터 기록을 행하는 교체 영역과,

상기 교체 영역을 이용한 교체 처리를 관리하는 교체 관리 정보를 기록하는 제1 교체 관리 정보 영역과,

상기 교체 관리 정보를 갱신 가능하게 기록하는 제2 교체 관리 정보 영역이 형성되고,

상기 제2 교체 관리 정보 영역에 기록되는 교체 관리 정보로서는, 1개의 데이터 단위마다, 교체원 어드레스와 교체처 어드레스를 나타내는 제1 정보 형식에 의한 것과, 물리적으로 연속한 복수의 데이터 단위를 통합하여 교체원 어드레스와 교체처 어드레스를 나타내는 제2 정보 형식에 의한 것이 포함되는 기록 매체에 대한 재생 장치로서,

데이터 판독을 행하는 판독 수단과,

상기 주 데이터 영역으로부터의 데이터의 판독 요구 시에, 상기 제2 교체 관리 정보 영역에 기록된 상기 제1 또는 제2 정보 형식에 의한 상기 교체 관리 정보에 의해, 상기 판독 요구에 관계되는 어드레스가 교체 처리된 어드레스인지의 여부를 확인하는 확인 수단과,

상기 확인 수단에 의해, 상기 판독 요구에 관계되는 어드레스가 교체 처리된 어드레스가 아닌 것으로 확인된 경우에는, 상기 판독 수단에 의해 상기 판독 요구에 관계되는 어드레스로부터 데이터 판독을 실행시키고, 한편, 상기 확인 수단에 의해, 상기 판독 요구에 관계되는 어드레스가 교체 처리된 어드레스로 확인된 경우에는, 상기 교체 관리 정보에 기초하여, 상기 판독 수단에 의해, 상기 교체 영역으로부터 상기 판독 요구에 관계되는 데이터 판독을 실행시키는 제어를 행하는 제어 수단

을 구비하는 것을 특징으로 하는 재생 장치.

청구항 10

1회의 데이터 기입이 가능한 라이트 원스 기록 영역에서,

데이터의 기록 재생을 행하는 통상 기록 재생 영역과,

상기 통상 기록 재생 영역에서의 결함이나 데이터 재기입에 따른 교체 처리에 의한 데이터 기록을 행하는 교체 영역과.

상기 교체 영역을 이용한 교체 처리를 관리하는 교체 관리 정보를 기록하는 제1 교체 관리 정보 영역과.

상기 교체 관리 정보를 갱신 가능하게 기록하는 제2 교체 관리 정보 영역이 형성되는 기록 매체에 대한 기록 방법으로서,

다른 데이터 단위와 물리적으로 비연속인 데이터 단위에 대한 상기 교체 처리에 따라, 상기 제2 교체 관리 정보 영역에서 교체 관리 정보의 갱신을 행할 때에, 상기 데이터 단위에 대하여 교체원 어드레스와 교체처 어드레스를 나타내는 제1 정보 형식의 교체 관리 정보의 기입을 행하는 제1 기입 단계와,

물리적으로 연속하는 복수의 데이터 단위에 대한 상기 교체 처리에 따라, 상기 제2 교체 관리 정보 영역에서 교체 관리 정보의 갱신을 행할 때에, 상기 복수의 데이터 단위를 통합하여 교체원 어드레스와 교체처 어드레스를 나타내는 제2 정보 형식의 교체 관리 정보의 기입을 행하는 제2 기입 단계

를 구비한 것을 특징으로 하는 기록 방법.

청구항 11

제10항에 있어서,

상기 제1 교체 관리 정보 영역에 교체 관리 정보를 기록시킬 때에는, 상기 제2 교체 관리 정보 영역에 기록되어 있는 최신의 교체 관리 정보를, 모두 상기 제1 정보 형식으로 한 상태로 기록시키는 제3 기입 단계를 더 구비하는 것을 특징으로 하는 기록 방법.

청구항 12

제10항에 있어서,

상기 제2 정보 형식은, 물리적으로 연속한 복수의 데이터 단위에서의 선두의 데이터 단위의 교체원 어드레스와 교체처 어드레스, 및 종단의 데이터 단위의 교체원 어드레스와 교체처 어드레스를 나타내는 정보 형식인 것을 특징으로 하는 기록 방법.

청구항 13

제10항에 있어서,

소정의 영역에, 상기 라이트 원스 기록 영역의 각 데이터 단위마다에 대하여, 기입 완료인지의 여부를 나타내는 기입 유무 표시 정보를 기록하는 제4 기입 단계를 구비함과 함께, 상기 제4 기입 단계에서, 상기 제2 정보 형식에 의해 나타나는 교체원의 복수의 데이터 단위와, 교체처의 복수의 데이터 단위에 대해서는, 상기 기입 유무 표시 정보에서 기입 완료로서 나타내도록 하는 것을 특징으로 기록 방법.

청구항 14

1회의 데이터 기입이 가능한 라이트 원스 기록 영역에서,

데이터의 기록 재생을 행하는 통상 기록 재생 영역과,

상기 통상 기록 재생 영역에서의 결함이나 데이터 재기입에 따른 교체 처리에 의한 데이터 기록을 행하는 교체 영역과,

상기 교체 영역을 이용한 교체 처리를 관리하는 교체 관리 정보를 기록하는 제1 교체 관리 정보 영역과,

상기 교체 관리 정보를 갱신 가능하게 기록하는 제2 교체 관리 정보 영역이 형성되고,

상기 제2 교체 관리 정보 영역에 기록되는 교체 관리 정보로서는, 1개의 데이터 단위마다, 교체원 어드레스와 교체처 어드레스를 나타내는 제1 정보 형식에 의한 것과, 물리적으로 연속한 복수의 데이터 단위를 통합하여 교체원 어드레스와 교체처 어드레스를 나타내는 제2 정보 형식에 의한 것이 포함되는 기록 매체에 대한 재생 방법으로서,

상기 주 데이터 영역으로부터의 데이터의 판독 요구 시에, 상기 제2 교체 관리 정보 영역에 기록된 상기 제1 또는 제2 정보 형식에 의한 상기 교체 관리 정보에 의해, 상기 판독 요구에 관계되는 어드레스가 교체 처리된 어드레스인지의 여부를 확인하는 확인 단계와,

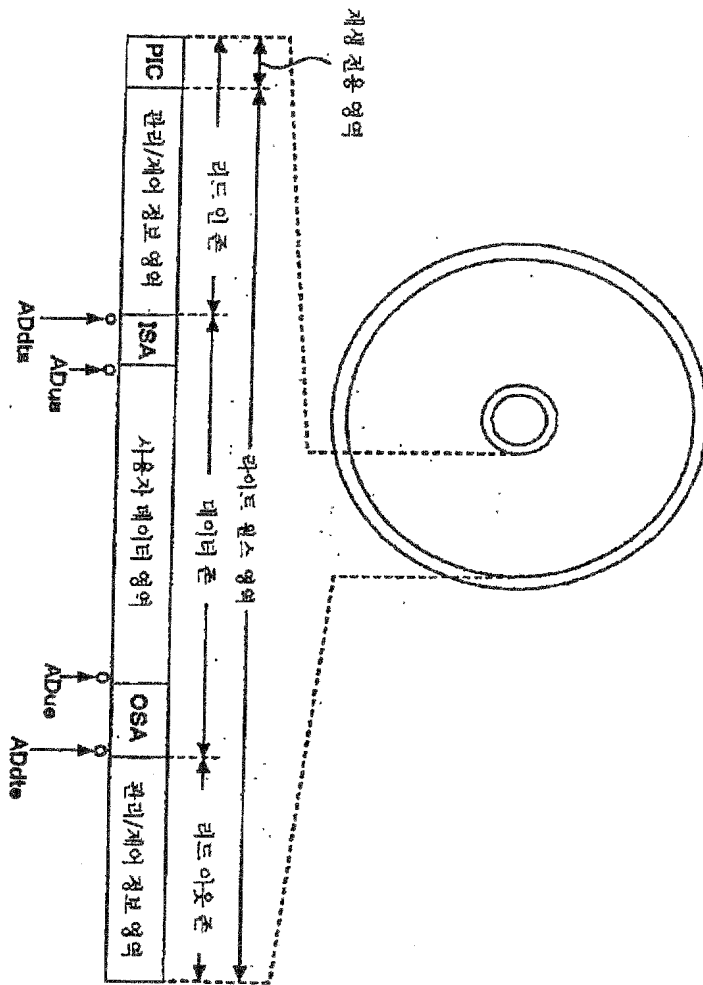
상기 확인 단계에 의해, 상기 판독 요구에 관계되는 어드레스가 교체 처리된 어드레스가 아닌 것으로 확인된 경우에는, 상기 판독 요구에 관계되는 어드레스로부터 데이터 판독을 실행하는 제1 판독 단계와,

상기 확인 단계에 의해, 상기 판독 요구에 관계되는 어드레스가 교체 처리된 어드레스로 확인된 경우에는, 상기 교체 관리 정보에 기초하여, 상기 교체 영역으로부터 상기 판독 요구에 관계되는 데이터 판독을 실행하는 제2 판독 단계

를 구비하는 것을 특징으로 하는 재생 방법.

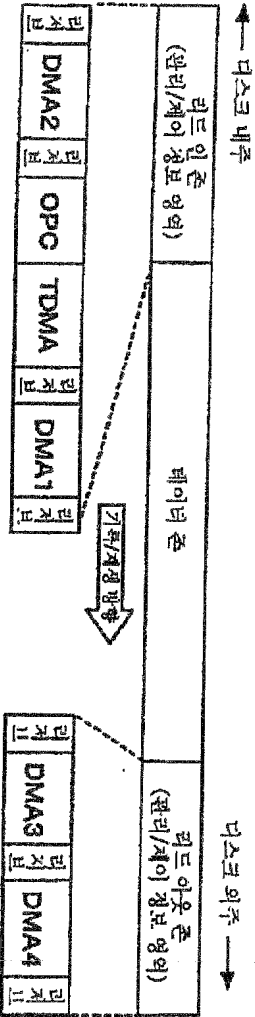
도면

도면1

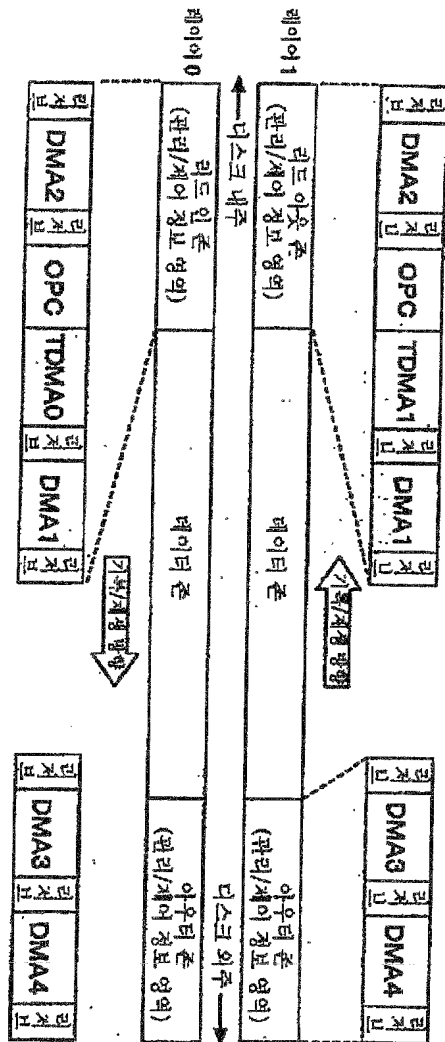


60-31

도면2



도면3



524

클러스터 번호	내용	클러스터 수
1-4	DDS (동일한 것을 4회 반복)	4
5-8	DFL#1	4
9-12	DFL#2 (#1과 동일한 내용)	4
13-16	DFL#3 (#1과 동일한 내용)	4
17-20	DFL#4 (#1과 동일한 내용)	4
21-24	DFL#5 (#1과 동일한 내용)	4
25-28	DFL#6 (#1과 동일한 내용)	4
29-32	DFL#7 (#1과 동일한 내용)	4

클러스터
32

도면5

비이트 위치	내용	비이트수
0	DDS식별자="DS"	2
2	DDS 형식 번호	1
3	리저브(00h)	1
4	DDS 갱신 펄스(=채널의 TDDS의 일련번호)	4
8	리저브(00h)	8
16	DMA 내 드라이브 어레이 개시 물리 섹터 어드레스(AD_DRV)	4
20	리저브(00h)	4
24	DMA 내 데이터 리스트 개시 물리 섹터 어드레스(AD_DFL)	4
28	리저브(00h)	4
32	사용자 데이터 영역의 개시 물리 섹터 어드레스	4
36	사용자 데이터 영역의 종료 논리 섹터 어드레스	4
40	내주축 1층제 교제 영역(SA0)의 크기	4
44	외주축 교제 영역(OSA0, OSA1)의 크기	4
48	내주축 2층제 교제 영역(SA1)의 크기	4
52	교제 영역 사용 가능 플래그	1
53	리저브(00h)	65483

1섹터
(65536
비이트)

비이트 위치	내용	비이트수
0	디페트리스트 판터 정보	64
64	교체 이드레스 정보 att#1	8
72	교체 이드레스 정보 att#2	8
	교체 이드레스 정보 att#N	8
64+8×N	교체 이드레스 정보 종단	8
	00h	
	00h	

도면7

클러스터 번호	내용	바이트수
0	DFL 식별자 = "DF"	2
2	DFL 형식 번호	1
3	리저브 00h	1
4	DFL 갱신 횟수	4
8	리저브 00h	4
12	DFL 등록 수 (N_{DFL})	4
16	리저브 00h	8
24	ISA/OSA의 마거루 클러스터 수	4
28	리저브 00h	36

64

바이트

822

8바이트			
비트 b63...b60	b59...b32	b31...b28	b27...b0
스태터스1	교체원(원함) 물리스터 선두 물리 섹터 어드레스	리저브 (0000)	교체처 물리스터 선두 물리 섹터 어드레스

[스테이터스1]

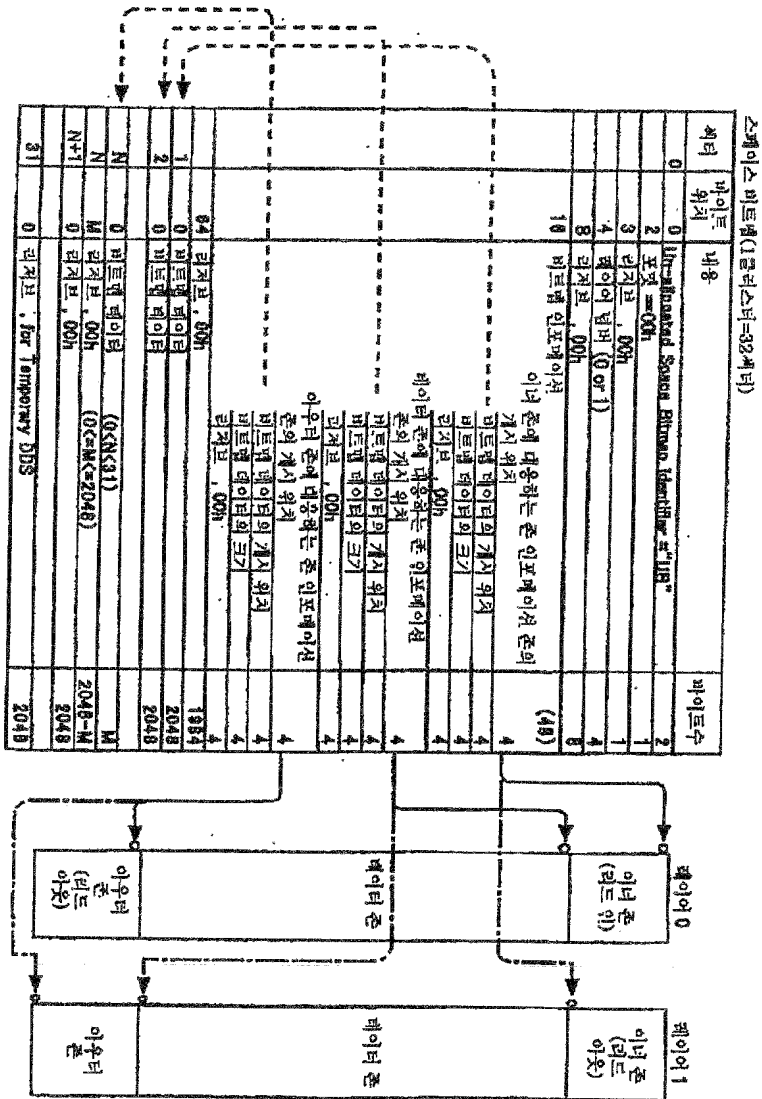
0000.....물상의 교체
 0101.....버스트 전송 개시 어드레스
 1010.....버스트 전송 종료 어드레스
 상기 값 이상리저브

도면 9

클러스터 번호	내용	클러스터 수
1	레이어0을 위한 스페이스 비트맵	1
2	레이어1을 위한 스페이스 비트맵	1
3	템포러리 디페트리스트 (TDFL)	1~4
2048		

2048
클러스터

도면 10



1103

바이트 위치	내용	바이트 수
0	디렉트 리스트 관리 정보	64
84	교체 이드레스 정보 $all\#1$	8
72	교체 이드레스 정보 $all\#2$	8
	교체 이드레스 정보 $all\#N$	8
64+8×N	교체 이드레스 정보 종단	8
	00h	
65536×N-2048	범포리리 DDS(TDDS)	2048

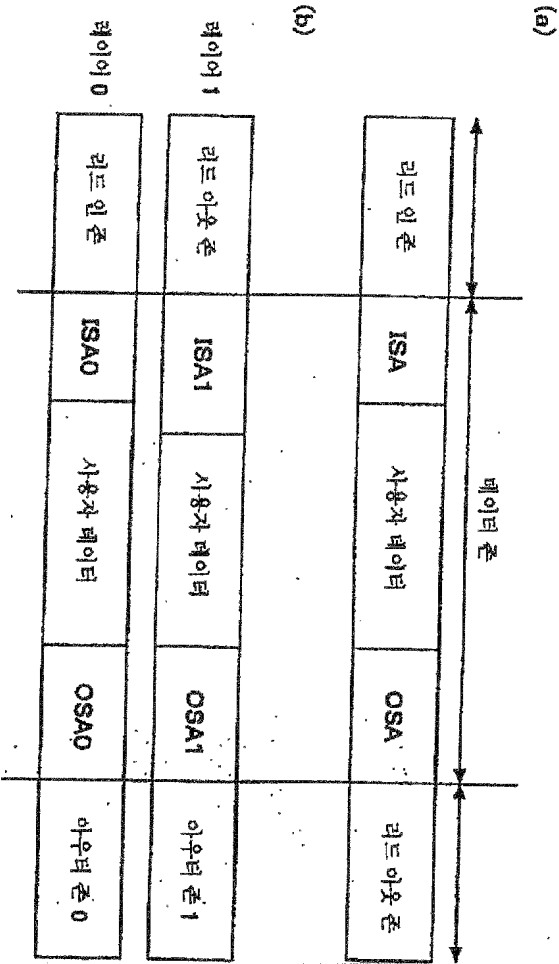
1~4클러스터

도면12

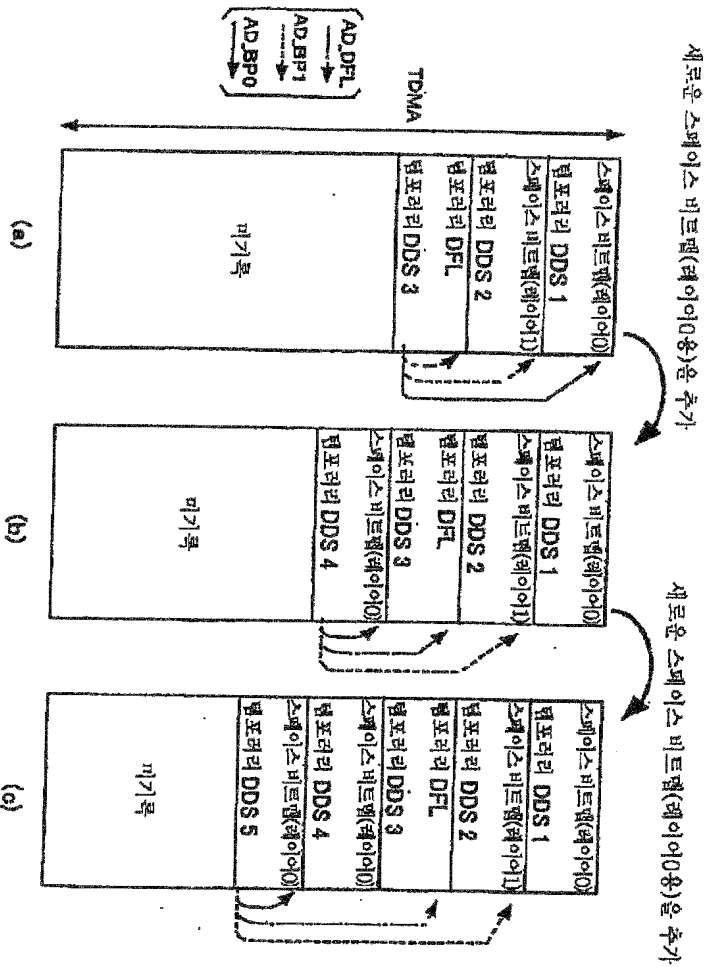
바이트 위치	내용	바이트 수
0	DDS 식별자="DS"	2
2	DDS 형식 번호	1
3	리저브(00h)	1
4	TDMS 일련 번호	4
8	리저브(00h)	8
16	TDMA 내 드라이브 영역에 개시 물리 섹터 어드레스 (AD_DRV)	4
20	리저브(00h)	4
24	TDMA 내 멀티미디어 디렉트 리스트 개시 물리 섹터 어드레스 (AD_DFL)	4
28	리저브(00h)	4
32	사용자 데이터 영역의 개시 물리 섹터 어드레스	4
36	사용자 데이터 영역의 종료 논리 섹터 어드레스	4
40	내주축 1중재 교착 영역(OSAO)의 크기	4
44	외주축 교착 영역(OSAO, OSAI)의 크기	4
48	내주축 2중재 교착 영역(SAI)의 크기	4
52	교착 영역 사용 가능 플래그	1
53	리저브(00h)	971
1024	사용자 데이터 종료 기록 물리 섹터 어드레스	4
1028	TDMA 내 레진 스페이스 버트럼(중재) 개시 물리 섹터 어드레스 (AD_BP0)	4
1032	TDMA 내 레진 스페이스 버트럼(중재) 개시 물리 섹터 어드레스 (AD_BP1)	4
1036	몇몇유기 기능 사용 거부 플래그(1: 사용 가능)	1
1037	리저브(00h)	1011

1섹터
(2048
바이트)

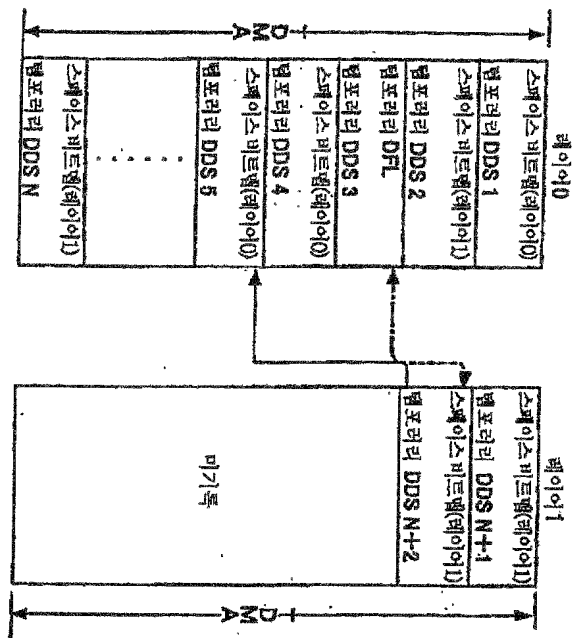
도면13



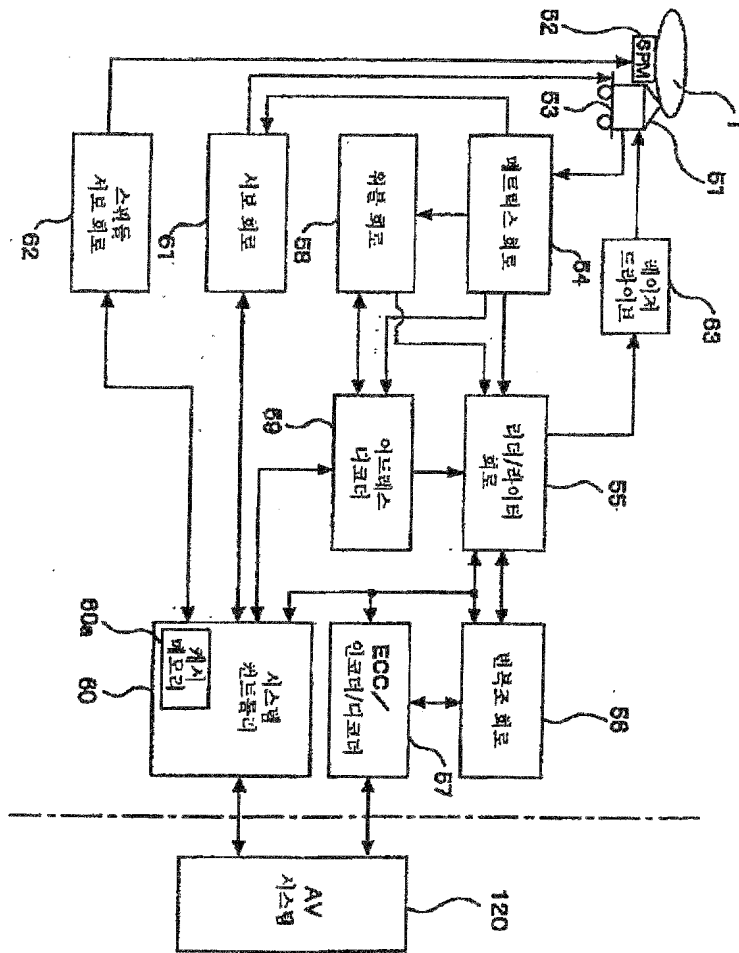
도면 14



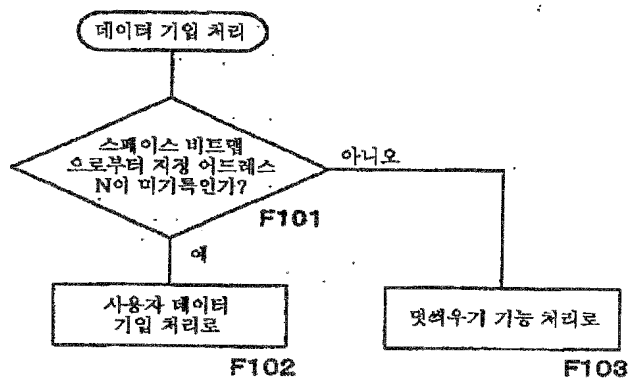
도면 15



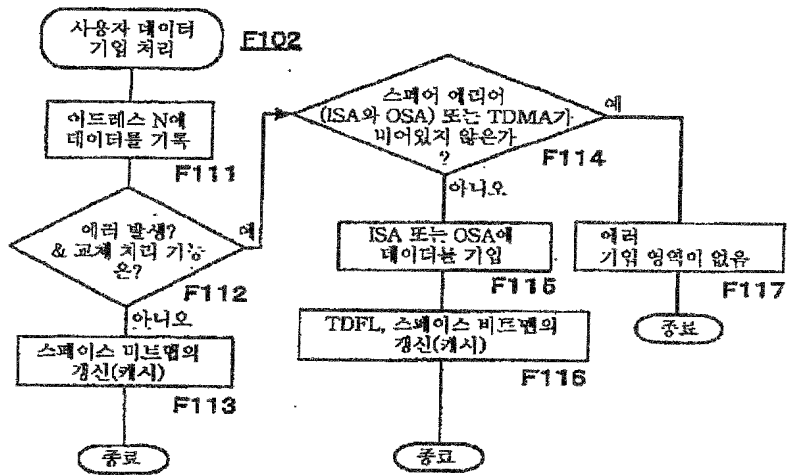
도면16



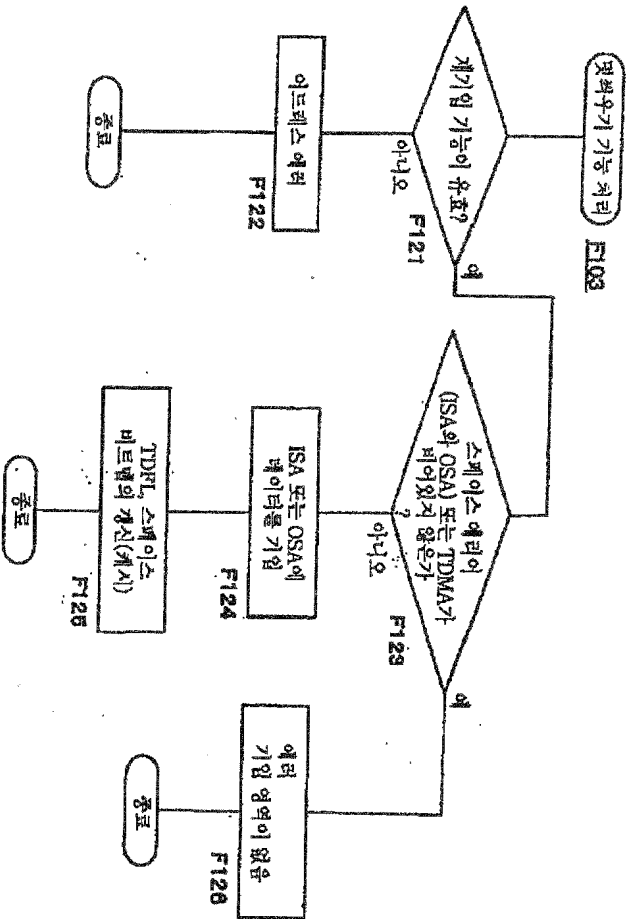
도면17



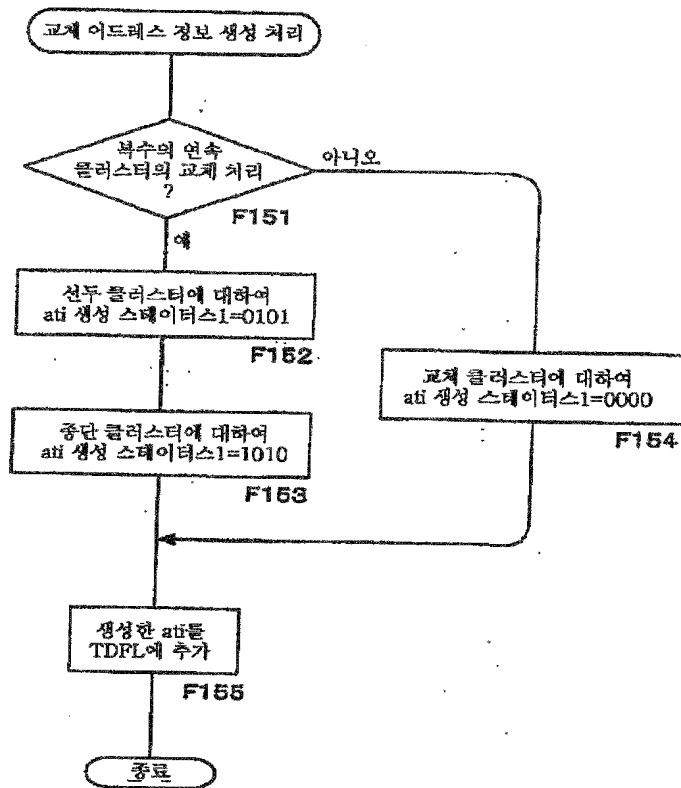
도면 18



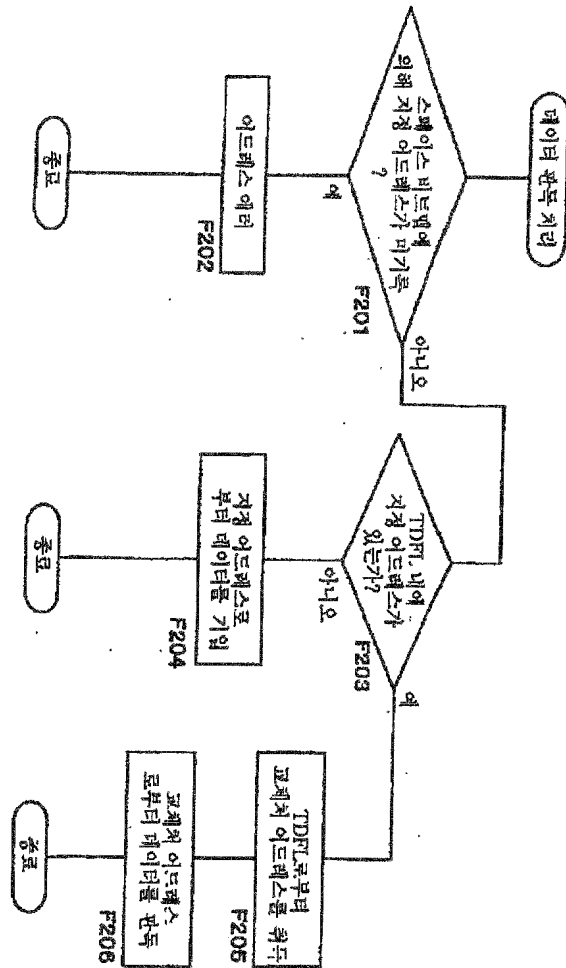
도면19



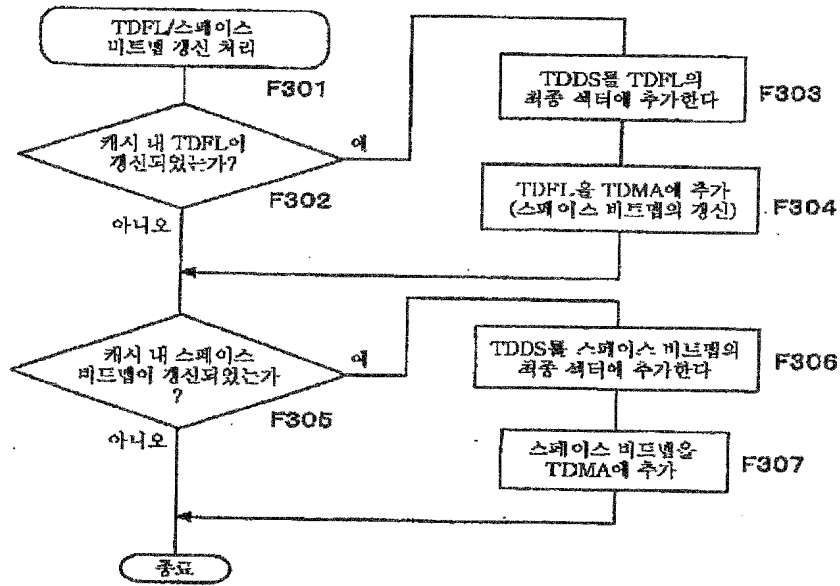
도면20



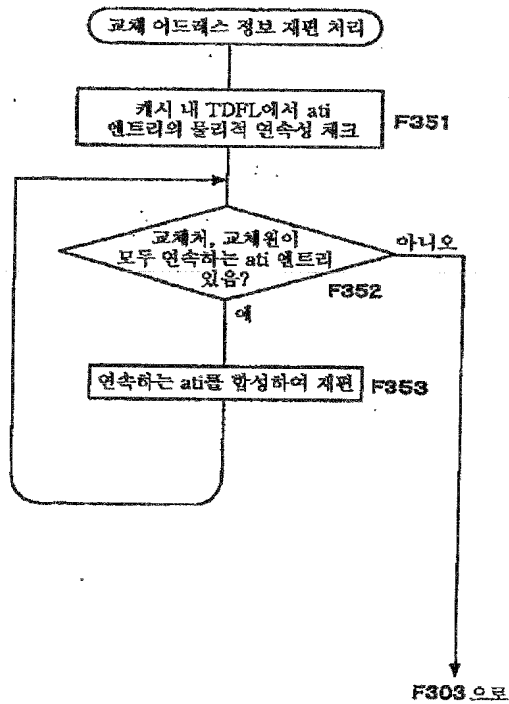
도면21



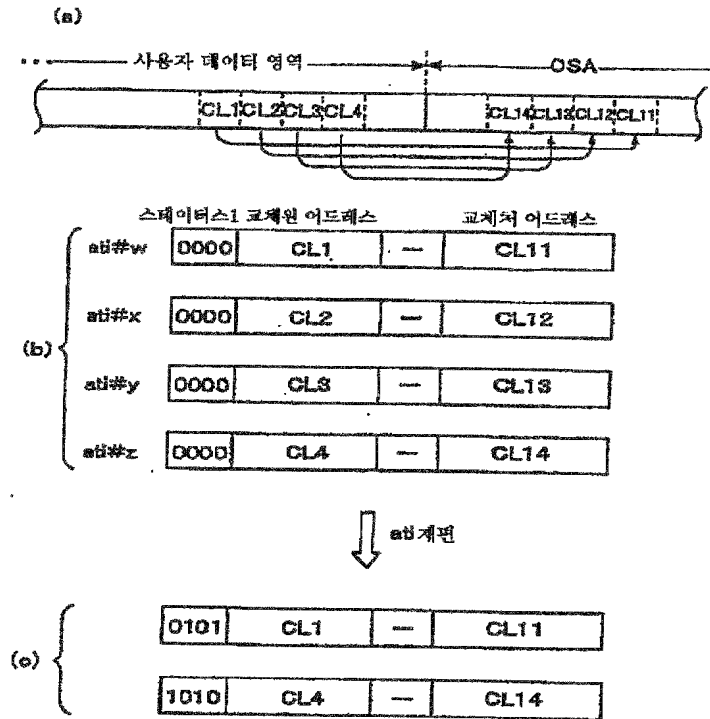
도면22



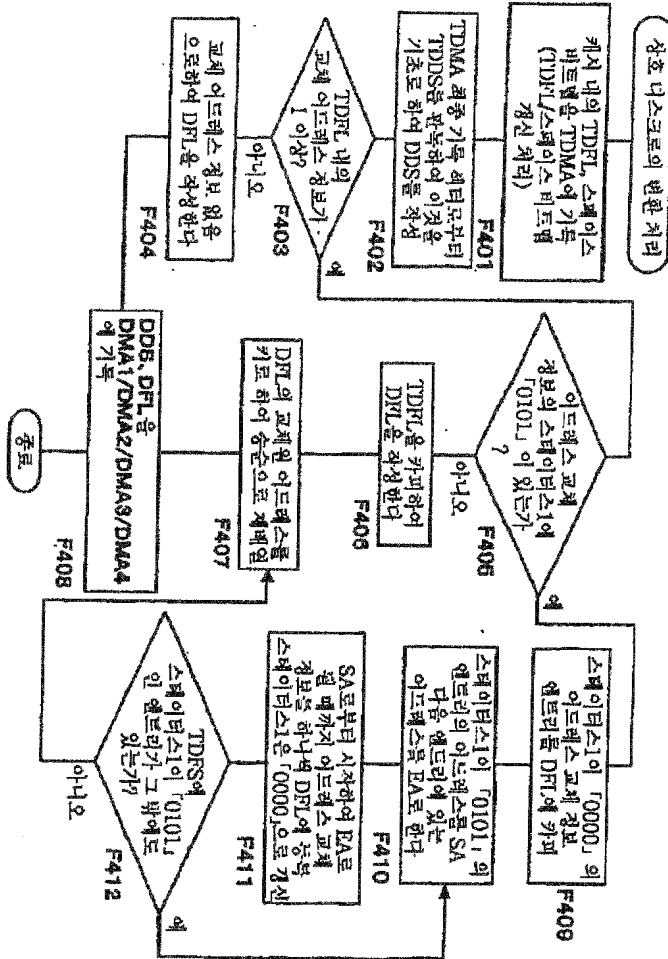
도면23



도면24



도면 25



도면 26

클러스터 번호	내용	클러스터 수
1 (~4)	템포라리 디렉트 리스트 (TDL)	1 ~ 4
n	템포라리 DDS (TDDS)	1
2048		

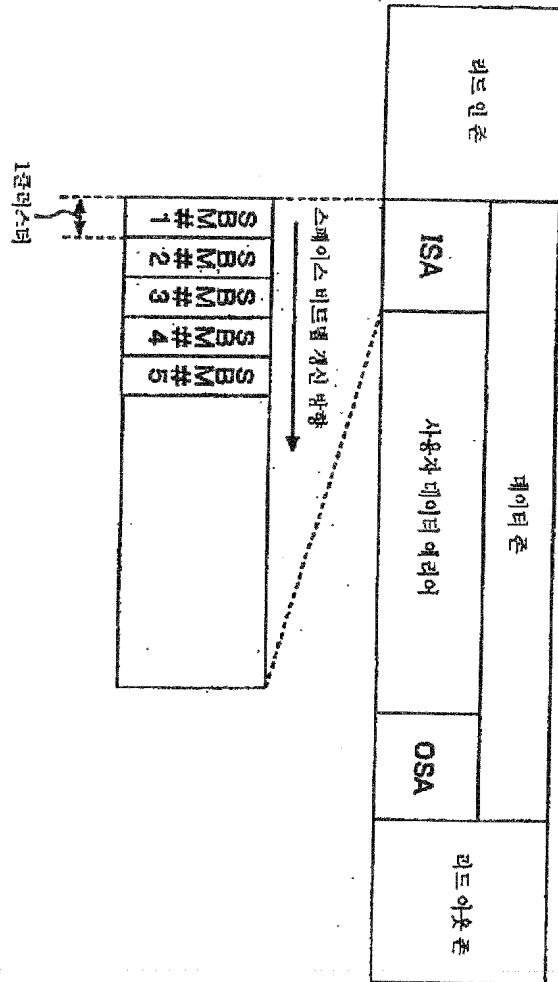
클러스터
2048

도면27

바이트 위치	내용	바이트 수
0	DDS식별자="DS"	2
2	DDS형식 번호	1
3	리저브 (00h)	1
4	TDOS생성 횟수 (=TDOS의 일련번호)	4
8	리저브 (00h)	5
16	드라이브 에리어 개시 물리 섹터 어드레스 (AD.DRV)	4
20	리저브 (00h)	4
24	TDMA 내 디렉트 리스트 개시 물리 섹터 어드레스 (AD.DFL)	4
28	리저브 (00h)	4
32	사용자 데이터 영역의 개시 물리 섹터 어드레스	4
36	사용자 데이터 영역의 종료 논리 섹터 어드레스	4
40	내주축 1호제 영역 (ISA0)의 크기	4
44	외주축 1호제 영역 (OSA0, OSA1)의 크기	4
48	내주축 2호제 영역 (ISA1)의 크기	4
52	호제 영역 사용 가능 플래그	1
53	리저브 (00h)	1
		65483

1 섹터
(65536
바이트)

도면28

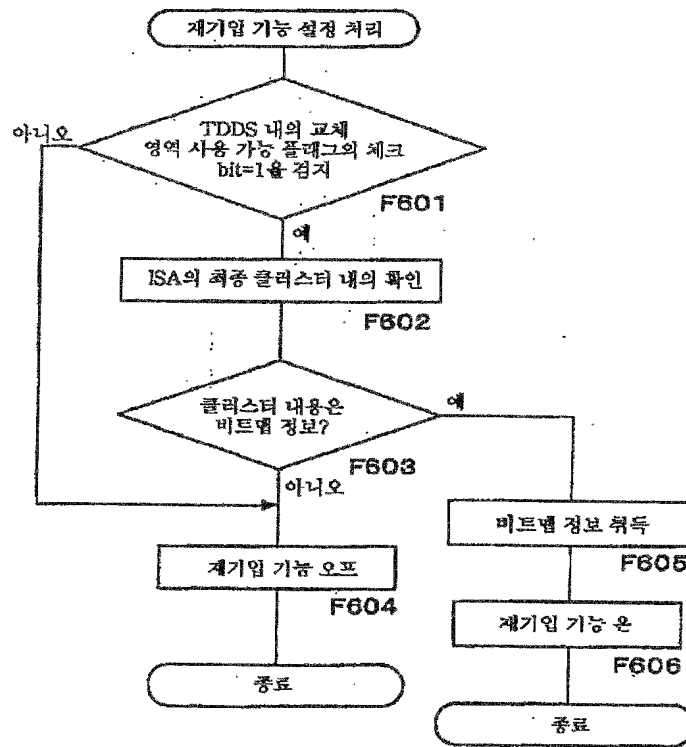


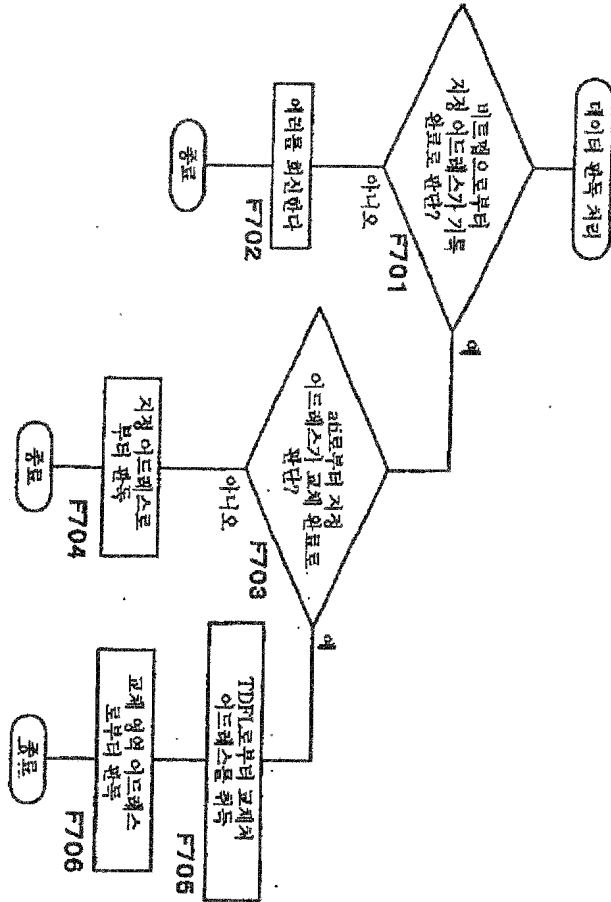
도면29A

b7	b6	b5	b4	b3	b2	b1	b0
리저브						OSA 플래그	ISA 플래그

↑
「1」

도면31





도면33

